



Docket No.: 67471-029

PATENT

IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

In re Application of	:	Customer Number: 20277
Shiro YOSHIOKA, et al.	:	Confirmation Number: 6303
Serial No.: 10/701,073	:	Group Art Unit: 2186
Filed: November 05, 2003	:	Examiner: Unknown
For:	:	
APPARATUS AND METHOD FOR MEMORY MANAGEMENT		

**CLAIM OF PRIORITY AND
TRANSMITTAL OF CERTIFIED PRIORITY DOCUMENT**

Mail Stop CPD
Commissioner for Patents
P.O. Box 1450
Alexandria, VA 22313-1450

Sir:

In accordance with the provisions of 35 U.S.C. 119, Applicants hereby claim the priority of:

Japanese Patent Application No. 2002-321669, filed November 5, 2002

cited in the Declaration of the present application. A certified copy is submitted herewith.

Respectfully submitted,

MCDERMOTT, WILL & EMERY


Michael E. Fogarty
Registration No. 36,139

600 13th Street, N.W.
Washington, DC 20005-3096
(202) 756-8000 MEF:tlb
Facsimile: (202) 756-8087
Date: March 5, 2004

67471-029
YOSHIOKA, et al.
November 5, 2003

日 本 国 特 許 庁

JAPAN PATENT OFFICE

McDermott, Will & Emery

別紙添付の書類に記載されている事項は下記の出願書類に記載されている事項と同一であることを証明する。

This is to certify that the annexed is a true copy of the following application as filed with this Office

出 願 年 月 日
Date of Application:

2002年11月 5日

出 願 番 号
Application Number:

特願2002-321669

[ST.10/C]:

[JP 2002-321669]

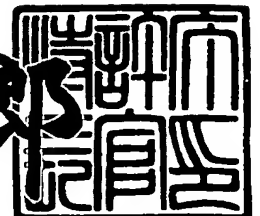
出 願 人
Applicant(s):

松下電器産業株式会社

2003年 6月20日

特 許 庁 長 官
Commissioner,
Japan Patent Office

太田 信一郎



出証番号 出証特2003-3048719

【書類名】 特許願

【整理番号】 5037720196

【提出日】 平成14年11月 5日

【あて先】 特許庁長官 殿

【国際特許分類】 G11C 17/00

【発明者】

 【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内

 【氏名】 吉岡 志郎

【発明者】

 【住所又は居所】 大阪府門真市大字門真 1 0 0 6 番地 松下電器産業株式会社内

 【氏名】 金子 博文

【特許出願人】

 【識別番号】 000005821

 【氏名又は名称】 松下電器産業株式会社

【代理人】

 【識別番号】 100090446

 【弁理士】

 【氏名又は名称】 中島 司朗

【手数料の表示】

 【予納台帳番号】 014823

 【納付金額】 21,000円

【提出物件の目録】

 【物件名】 明細書 1

 【物件名】 図面 1

 【物件名】 要約書 1

 【包括委任状番号】 9003742

【ブルーフの要否】 要

【書類名】 明細書

【発明の名称】 メモリ管理装置及びメモリ管理方法

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を保持し、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理装置であって、

当該各物理ページはアクセスされると劣化し、

当該各論理ページに関して、その論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を記憶しているアクセス頻度指標記憶手段と、

当該各物理ページに関して、その劣化度を表す劣化指標を記憶している劣化指標記憶手段と、

第 1 の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに対応する第 1 の物理ページの内容と、第 2 の基準を満たす劣化指標で示される第 2 の物理ページの内容とを入れ替えると共に、該当する対応情報を変更することにより当該第 1 の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに当該第 2 の物理ページを対応付ける劣化均等化手段と

を備えることを特徴とするメモリ管理装置。

【請求項 2】 前記メモリ管理装置は、さらに、

所定数までの物理ページの内容の複製を、当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータとして物理ページ毎に記憶し、その後のアクセスによって当該キャッシュデータが更新された場合にのみ、更新後のキャッシュデータを元の物理ページへ書き戻すキャッシュ記憶手段と、

物理ページの内容の複製がキャッシュデータとして当該キャッシュ記憶手段へ記憶されると当該物理ページに関する劣化指標に第 1 の値を加算し、更新後のキャッシュデータが当該物理ページへ書き戻されると当該劣化指標に第 2 の値を加算する劣化指標更新手段と

を備えることを特徴とする請求項 1 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 3】 前記劣化指標更新手段は、

前記キャッシュデータが無効化されるか又は他の物理ページの内容で置き換えられることとなった時点で、前記キャッシュデータが更新されていれば前記劣化指標に前記第 1 の値と前記第 2 の値との合算値を加算し、更新されていなければ前記劣化指標に前記第 1 の値を加算する

ことを特徴とする請求項 2 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 4】 前記メモリ管理装置は、さらに、

物理ページの内容がキャッシュデータとして前記キャッシュ記憶手段へ記憶されると当該物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標に前記第 1 の値を加算し、更新後のキャッシュデータが当該物理ページへ書き戻されると当該アクセス頻度指標に前記第 2 の値を加算するアクセス頻度指標更新手段を備える

ことを特徴とする請求項 2 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 5】 前記アクセス頻度指標更新手段は、

前記キャッシュデータが無効化されるか又は他の物理ページの内容で置き換えられることとなった時点で、前記キャッシュデータが更新されていれば前記アクセス頻度指標に前記第 1 の値と前記第 2 の値との合算値を加算し、更新されていなければ前記アクセス頻度指標に前記第 1 の値を加算する

ことを特徴とする請求項 4 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 6】 前記キャッシュ記憶手段は、さらに、

前記各キャッシュデータに対するアクセスの頻度を表すキャッシュアクセス頻度指標としてその初期値 0 をキャッシュデータ毎に記憶し、

前記メモリ管理装置は、さらに、

キャッシュデータがアクセスされると、当該アクセスされたキャッシュデータに関するキャッシュアクセス頻度指標を増加させるキャッシュアクセス頻度指標更新手段と、

キャッシュデータの複製元の物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標よりも、当該キャッシュデータに関するキャッシュアクセス頻度指標が大きいかな否かを判断し、大きいと判断された場合、当該キャッシュアクセス頻

度指標で当該アクセス頻度指標を更新するアクセス頻度指標更新手段と
を備えることを特徴とする請求項 2 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 7】 前記アクセス頻度指標更新手段は、
一定時間毎に、前記判断を行い、かつ前記キャッシュアクセス頻度指標を 0 に
変更する

ことを特徴とする請求項 6 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 8】 前記アクセス頻度指標更新手段は、
前記キャッシュデータの前記キャッシュ記憶手段における滞在時間に応じて前
記キャッシュアクセス頻度指標を正規化し、前記アクセス頻度指標よりも当該正
規化後のキャッシュアクセス頻度指標が大きいかな否かを判断し、大きいと判断さ
れた場合、当該正規化後のキャッシュアクセス頻度指標で前記アクセス頻度指標
を更新する

ことを特徴とする請求項 6 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 9】 前記各論理ページについて、その代表論理アドレスが一つ定
められており、

前記メモリ管理装置は、さらに、

代表論理アドレスを指定したアクセス要求を検出する検出手段と、

当該アクセス要求が検出されると、当該アクセス要求に指定されている代表論
理アドレスで示される論理ページに対応する物理ページに関する劣化指標を増加
させる劣化指標更新手段と、

当該アクセス要求が検出されると、当該アクセス要求に指定されている代表論
理アドレスで示される論理ページに関するアクセス頻度指標を増加させるアクセ
ス頻度指標更新手段と

を備えることを特徴とする請求項 1 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 10】 前記代表論理アドレスは、それぞれの論理ページがアクセ
スされる場合に必ずアクセスされる論理アドレスに定められている

ことを特徴とする請求項 9 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 11】 前記各物理ページは強誘電体メモリによって実現される
ことを特徴とする請求項 1 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 1 2】 論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を保持し、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理装置であって、

当該各物理ページはアクセスされると劣化し、

当該各論理ページに関して、その論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を記憶しているアクセス頻度指標記憶手段と、

当該各物理ページに関して、その劣化度を表す劣化指標を記憶している劣化指標記憶手段と、

所定数までの物理ページの各々について、その内容の複製であって当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータと、当該物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標の複製である複製頻度指標とを対応付けて記憶するキャッシュ記憶手段と、

キャッシュデータに対応する複製頻度指標よりも、新たな物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標が大きい場合にのみ、当該キャッシュデータを当該新たな物理ページの内容で置き換える劣化均等化手段と

を備えることを特徴とする請求項 1 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 1 3】 前記メモリ管理装置は、さらに、

キャッシュデータがアクセスされると、当該アクセスされたキャッシュデータに関する複製頻度指標を減少させる複製頻度指標更新手段を備える

ことを特徴とする請求項 1 2 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 1 4】 前記各物理ページは強誘電体メモリによって実現されることを特徴とする請求項 1 2 に記載のメモリ管理装置。

【請求項 1 5】 論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を用いて、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理方法であって、

当該各物理ページはアクセスされると劣化し、

当該メモリ管理方法は、さらに、当該各論理ページに関してその論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標と、当該各物理ページに関してその劣化度を表す劣化指標とを用いて行われ、

所定数までの物理ページの内容の複製を、当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータとして物理ページ毎に記憶し、その後当該アクセスによって当該キャッシュデータが更新された場合にのみ、更新後のキャッシュデータを元の物理ページへ書き戻すキャッシュ管理ステップと、

物理ページの内容の複製がキャッシュデータとして記憶されると当該物理ページに関する劣化指標に第 1 の値を加算し、更新後のキャッシュデータが当該物理ページへ書き戻されると当該劣化指標に第 2 の値を加算する劣化指標更新ステップと、

第 1 の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに対応する第 1 の物理ページの内容と、第 2 の基準を満たす劣化指標で示される第 2 の物理ページの内容とを入れ替えると共に、該当する対応情報を変更することにより当該第 1 の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに当該第 2 の物理ページを対応付ける劣化均等化ステップと

を含むことを特徴とするメモリ管理方法。

【請求項 1 6】 論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を用いて、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理方法であって、

当該各物理ページはアクセスされると劣化し、

当該メモリ管理方法は、さらに、当該各論理ページに関してその論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標と、当該各物理ページに関してその劣化度を表す劣化指標とを用いて行われ、

当該各論理ページについてその代表論理アドレスが一つ定められており、

代表論理アドレスを指定したアクセス要求を検出する検出ステップと、

当該アクセス要求が検出されると、当該アクセス要求に指定されている代表論理アドレスで示される論理ページに対応する物理ページに関する劣化指標を増加させる劣化指標更新ステップと、

当該アクセス要求が検出されると、当該アクセス要求に指定されている代表論理アドレスで示される論理ページに関するアクセス頻度指標を増加させるアクセス頻度指標更新ステップと、

第1の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに対応する第1の物理ページの内容と、第2の基準を満たす劣化指標で示される第2の物理ページの内容とを入れ替えると共に、該当する対応情報を変更することにより当該第1の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに当該第2の物理ページを対応付ける劣化均等化ステップと

を含むことを特徴とするメモリ管理方法。

【請求項17】 論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を用いて、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理方法であって、

当該各物理ページはアクセスされると劣化し、

当該メモリ管理方法は、さらに、当該各論理ページに関してその論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を用いて行われ、

所定数までの物理ページの各々について、その内容の複製であって当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータと、当該物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標の複製である複製頻度指標とを対応付けて記憶するキャッシュ記憶ステップと、

キャッシュデータに対応する複製頻度指標よりも、新たな物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標が大きい場合にのみ、当該キャッシュデータを当該新たな物理ページの内容で置き換えるキャッシュリプレースステップと

を含むことを特徴とするメモリ管理方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】

本発明は、メモリ管理装置及びメモリ管理方法に関し、特にアクセスによって劣化するメモリ装置の各部における劣化を均等化させる技術に関する。

【0002】

【従来の技術】

従来、データ消去操作によって劣化するメモリ装置として、例えばフラッシュメモリ装置がある。このようなメモリ装置において局所的な記憶領域にデータ消去が集中すると、その記憶領域のみが突出して劣化し、メモリ装置の寿命が早期に尽きることとなる。そのため、そのようなメモリ装置の寿命を延長させるべく、メモリ装置全体の記憶領域にデータ消去を分散させるための管理が行われる。

【0003】

フラッシュメモリ装置では、その構造上、任意のビットをセットできるが、リセット（つまりデータ消去）は複数ビットから構成される物理ブロックを一括してのみ可能である。このため、フラッシュメモリ装置におけるデータの更新は、一般に、物理ブロック単位で行われる。

具体例として、一括リセット操作によって従前のデータが消去された空き物理ブロックを用意しておき、ビットセット操作によって新たなデータを当該空き物理ブロックへ書き込み、不要となったデータを物理ブロック単位に消去して新たな空き物理ブロックを用意するという手順が採られる。フラッシュメモリ装置の劣化は、物理ブロックからデータが消去される際に、当該物理ブロックを構成する各ビットに一括して生じる。

【0004】

このようなデータ更新及び劣化に関する、フラッシュメモリ装置特有の特性を前提とした管理技術が公知となっている（例えば、特許文献1参照）。

図24は、当該従来の管理技術の、上位装置からのアクセス単位である論理ブロックをフラッシュメモリ装置の物理ブロックに割り当てる方法を示している。

当該方法では、各論理ブロックに対するデータ書き込み回数、及び各物理ブロ

ックに対するデータ消去回数を、それぞれ計数する。

【0005】

そして、当該書き込み回数が多い（即ちアクセス頻度が高い）論理ブロックへのデータ書き込みが指示されると、当該論理ブロックを当該消去回数が少ない（即ち劣化が小さい）空き物理ブロックに割り当て、そこへデータを書き込む。

この書き込みによって、消去回数が少ない空き物理ブロックが失われるので、消去回数が少ない物理ブロックの内容を他の空き物理ブロックへコピーし、当該物理ブロックの内容を消去することにより、消去回数が少ない他の空き物理ブロックを用意している。

【0006】

この一連の処理により、物理ブロック間で消去回数を均等化させ、一部の物理ブロックが突出して劣化することを回避し、フラッシュメモリ装置の寿命延長を図るとしている。

一方、データ書き込み操作及びデータ参照操作の何れによっても劣化するメモリ装置として、強誘電体メモリ (FeRAM: Ferroelectric Random Access Memory) 装置がある。強誘電体メモリ装置では、その構造上、任意のビットのセット及びリセットが可能である。このため、強誘電体メモリ装置におけるデータ更新は、ビット単位（実用的にはバスのアクセス単位であるバイト単位）にランダムに行われる。ビットがセット及びリセットされる際に、当該ビットが劣化する。さらに、強誘電体メモリ装置では、ビットが参照される際にも当該ビットが劣化する。

【0007】

強誘電体メモリ装置に関しても、メモリ装置全体の記憶領域にデータ書き込み及びデータ読み出しを分散させるための管理を行うことにより、装置寿命の延長が図られる。

【0008】

【特許文献1】

特開平8-16482号公報

【0009】

【発明が解決しようとする課題】

しかしながら、前述した従来技術は、フラッシュメモリ装置を管理対象としているので、強誘電体メモリ装置にそのまま適用すると次の問題を生じる。

第1に、前記従来技術はデータ書き込み操作のみを劣化要因と捉えているので、強誘電体メモリ装置においてデータ読み出し操作によっても生じる劣化を正しく把握できない。

【0010】

第2に、前記従来技術は劣化要因であるデータ書き込みが物理ブロック単位に行われることを前提としており、物理ブロック内でデータ書き込みが偏在することを考慮していない。そのため、強誘電体メモリ装置においてデータがランダムアクセスされた場合に物理ブロック内に生じる劣化の偏在を緩和できない。

第3に、高速アクセスが可能な強誘電体メモリにおいては特に、アクセスの絶対数を削減するための方策を講じることが望ましいが、前記従来技術にはその方策が示されていない。

【0011】

上記の問題に鑑み、本発明は、ランダムかつ高速アクセスが可能で、かつデータの書き込み及び読み出しの双方によって劣化するメモリ装置の寿命延長に好適なメモリ管理装置及びメモリ管理方法の提供を目的とする。

【0012】

【課題を解決するための手段】

(1) 上記問題を解決するため、本発明のメモリ管理装置は、論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を保持し、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理装置であって、当該各物理ページはアクセスされると劣化し、当該各論理ページに関して、その論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を記憶しているアクセス頻度指標記憶手段と、当該各物理ページに関して、その劣化度を表す劣化指標を記憶している劣化指標記憶手段と、第1の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに対応する第1の物理ページの内容と、第2の基準を満たす劣化指標で示される第2

の物理ページの内容とを入れ替えると共に、該当する対応情報を変更することにより当該第1の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに当該第2の物理ページを対応付ける劣化均等化手段とを備える。

(2) また、前記メモリ管理装置は、さらに、所定数までの物理ページの内容の複製を、当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータとして物理ページ毎に記憶し、その後のアクセスによって当該キャッシュデータが更新された場合にのみ、更新後のキャッシュデータを元の物理ページへ書き戻すキャッシュ記憶手段と、物理ページの内容の複製がキャッシュデータとして当該キャッシュ記憶手段へ記憶されると当該物理ページに関する劣化指標に第1の値を加算し、更新後のキャッシュデータが当該物理ページへ書き戻されると当該劣化指標に第2の値を加算する劣化指標更新手段とを備えてもよい。

(3) 上記問題を解決するため、本発明のメモリ管理装置は、論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を保持し、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理装置であって、当該各物理ページはアクセスされると劣化し、当該各論理ページに関して、その論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を記憶しているアクセス頻度指標記憶手段と、当該各物理ページに関して、その劣化度を表す劣化指標を記憶している劣化指標記憶手段と、所定数までの物理ページの各々について、その内容の複製であって当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータと、当該物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標の複製である複製頻度指標とを対応付けて記憶するキャッシュ記憶手段と、キャッシュデータに対応する複製頻度指標よりも、新たな物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標が大きい場合にのみ、当該キャッシュデータを当該新たな物理ページの内容で置き換える劣化均等化手段とを備える。

【0013】

【発明の実施の形態】

<実施の形態1>

本発明の実施の形態 1 に係るメモリ管理装置は、複数の論理ページの各々に、アクセスによって劣化する複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を保持し、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理装置であって、アクセス頻度の高い論理ページに対応する第 1 の物理ページの内容と、劣化の小さい第 2 の物理ページの内容を定期的に入れ替えると共に、当該論理ページに当該第 2 の物理ページが対応付くように当該対応情報を変更する。

【 0 0 1 4 】

以下、本メモリ管理装置について、図 1 ～図 1 1 を参照しながら説明する。

<全体構成>

図 1 は、実施の形態 1 に係るメモリ管理装置 1 0 を含むコンピュータシステム 1 0 0 の構成を示す機能ブロック図である。

コンピュータシステム 1 0 0 は、メモリ管理装置 1 0、CPU (Central Processing Unit) 2 0、RAM (Random Access Memory) 3 0、ROM (Read Only Memory) 4 0、強誘電体メモリ 5 0、論理アドレスバス 6 1、論理データバス 6 2、物理アドレスバス 7 1、及び物理データバス 7 2 から構成される。

【 0 0 1 5 】

メモリ管理装置 1 0 は、制御回路 1 1、キャッシュメモリ 1 2、TLB (Translation Lookaside Buffer) 1 3 から構成される。

CPU 2 0 は、論理アドレスバス 6 1、論理データバス 6 2 を介して、メモリ管理装置 1 0、RAM 3 0、及びROM 4 0 をアクセスする。

<論理ページと物理ページ>

図 2 (A) は、コンピュータシステム 1 0 0 の論理アドレス空間を示すアドレスマップである。論理アドレス空間 6 0 0 は、強誘電体メモリ領域 6 1 0、キャッシュ直接アクセス領域 6 2 0、TLB 直接アクセス領域 6 3 0、ROM 領域 6 4 0、及びRAM 領域 6 5 0 を含み、それぞれの領域において、強誘電体メモリ 5 0、キャッシュメモリ 1 2、TLB 1 3、RAM 3 0、及びROM 4 0 がアクセスされる。

【 0 0 1 6 】

図 2 (B) は、論理アドレス空間 6 0 0 における位置をバイト単位に指定する論理アドレスのビット構成の一例を示している。この例では、論理アドレスは 2 0 ビットで構成されるとした。この論理アドレスは論理アドレスバス 6 1 に出力され、アクセス対象を指定する。上位 2 ビット A [1 9 : 1 8] が 0 0 である論理アドレスは、強誘電体メモリ領域 6 1 0 を指定し、残りのビット A [1 7 : 0] は強誘電体メモリ領域 6 1 0 内の 1 バイトを指定する。強誘電体メモリ領域 6 1 0 の大きさは 2 5 6 K バイトである。

【 0 0 1 7 】

図 3 (A) は、強誘電体メモリ領域 6 1 0 の詳細を示している。強誘電体メモリ領域 6 1 0 は、メモリ管理の単位となる 2 5 6 の論理ページに分割される。個々の論理ページの大きさは 1 K バイトである。論理アドレスの中位 8 ビット A [1 7 : 1 0] は一つの論理ページを指定し、下位 1 0 ビット A [9 : 0] は論理ページ内の 1 バイトを指定する。

【 0 0 1 8 】

図 3 (B) は、強誘電体メモリ 5 0 の記憶領域の構成を示している。当該記憶領域は、それぞれ 1 K バイトの記憶容量を有する 2 5 5 の物理ページから成る。各物理ページは、メモリ管理装置 1 0 において、それぞれ異なる論理ページに対応付けられている。

強誘電体メモリ 5 0 へのアクセスは、物理ページを 3 2 分割して得られる相対領域の 1 つを指定して、3 2 バイト単位に行われる。

【 0 0 1 9 】

論理アドレスを指定したアクセス要求に応じて、メモリ管理装置 1 0 は、当該論理アドレスに対応する物理ページにおける目的の 1 バイトを含む 3 2 バイトデータをキャッシュメモリ 1 2 にキャッシュし、その後、当該キャッシュされたデータをアクセスする。

< キャッシュメモリ 1 2 >

図 4 は、キャッシュメモリ 1 2 の構成を示している。キャッシュメモリ 1 2 は、4 ウェイセットアソシアティブ構成を採る。同図は、1 つのウェイについてメモリ部 1 2 0 の構成を示しており、他のウェイについても同様構成のメモリが設

けられる。

【0020】

メモリ部120は、論理ページアドレス欄121、バリッドビット欄122、ダーティビット欄123、キャッシュアクセス頻度指標欄124、及びキャッシュデータ欄125を有している。

キャッシュデータ欄125は、それぞれ異なる前記相対領域に対応する32のラインに、対応する相対領域に記憶されているデータの複製であるキャッシュデータを保持する。当該キャッシュデータに対応して、論理ページアドレス欄121は、当該キャッシュデータをアクセスするために指定されるべき論理ページアドレスを保持し、バリッドビット欄122は、当該キャッシュデータが有効か否かを示す情報を保持し、ダーティビット欄123は、当該キャッシュデータが当初記憶された内容から変更されているか否かを示す情報を保持し、キャッシュアクセス頻度指標欄124は、当該キャッシュデータに対して行われたアクセスの度数を保持する。

【0021】

キャッシュデータの格納動作を詳細に説明する。メモリ管理装置10は、強誘電体メモリ領域を指定したアクセス要求を受けて、論理アドレスビットA[9:5]で示されるラインを選択する。そして、選択されたラインにおいて、論理ページアドレス欄121に論理アドレスビットA[17:10]を格納し、キャッシュデータ欄125に当該論理アドレスビットA[17:10]で示される論理ページに対応する物理ページ内の、論理アドレスビットA[9:5]で指定される領域に記憶されている32バイトのデータの複製を格納する。このとき、選択されたラインにおいて、バリッドビット欄122、ダーティビット欄123、及びキャッシュアクセス頻度指標欄124を、それぞれ1、0、及び0とする。

【0022】

当該格納されたキャッシュデータは、複製元のデータに代えてアクセスされると共に、当該アクセスにより更新された場合のみ複製元へ書き戻される。

また、当該キャッシュデータがアクセスされる度に、キャッシュアクセス頻度指標欄124の内容が1ずつ増やされる。

なお、キャッシュメモリ 1 2 に対するアクセスに関する一般的な事項（ヒット、ミス、ライトバック等の一般的な動作）は周知技術に従うものとし、ここではこれ以上詳しく説明しない。

【 0 0 2 3 】

< T L B 1 3 >

図 5 は、T L B 1 3 の構成を示している。T L B 1 3 は、バッファ 1 3 0 及びデコーダ 1 3 9 から成る。

バッファ 1 3 0 は、物理ページアドレス欄 1 3 1、劣化指標欄 1 3 2、及びアクセス頻度指標欄 1 3 3 を有している。

【 0 0 2 4 】

物理ページアドレス欄 1 3 1 は、論理ページアドレスによって指定される 2 5 6 のエントリに、各エントリに関する論理ページに対応する物理ページを示す物理ページアドレスを保持する。劣化指標欄 1 3 2 は、当該物理ページに関する劣化度合いを表す劣化指標を保持し、アクセス頻度指標欄 1 3 3 は、当該論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を保持する。

【 0 0 2 5 】

当該劣化指標、及び当該アクセス頻度指標のそれぞれに、本実施の形態において設定される値については、後に詳述する。

デコーダ 1 3 9 は、制御回路 1 1 から論理ページアドレス A C A C H E [7 : 0] を与えられ、当該論理ページアドレス A C A C H E [7 : 0] をデコードすることによって 1 つのエントリへ選択信号を出力する。

【 0 0 2 6 】

この論理ページアドレス A C A C H E [7 : 0] は、詳細には、キャッシュミス時に強誘電体メモリ 5 0 からの読み出し対象となるラインに関する論理ページアドレスか、又はライトバック時に強誘電体メモリ 5 0 への書き戻し対象となるラインに関する論理ページアドレスである。

バッファ 1 3 0 は、選択信号を与えられたエントリに保持されている物理ページアドレス A T R A N [7 : 0] を物理アドレスバス 7 1 の上位 8 ビット A P H Y [1 2 : 5] へ出力する。即ち、論理ページ番号は、当該論理ページ番号で指定され

るエントリに保持されている物理ページ番号に変換される。このアドレス変換操作によって、論理ページに対応する物理ページが実際にアクセスされることとなる。

【0027】

一方、制御回路11は、論理アドレスの中位5ビットA[9:5]を、物理アドレスの下位5ビットAPHY[4:0]へ出力する。

この結果、強誘電体メモリ50において物理アドレスAPHY[12:0]で指定される32バイトのデータがアクセスされる。

＜メモリ管理装置10が行う処理＞

次に、メモリ管理装置10によって実行される2つの本発明に特徴的な処理について説明する。

【0028】

これらの処理は、制御回路11を構成するハードウェア回路が実行してもよく、また、制御回路11がROM40に記憶されているプログラムに従って実行してもよく、また、CPU20がROM40に記憶されているプログラムに従って制御回路11に指令して実行させてもよい。

また、各処理の説明に用いた配列、及び変数は、実際には制御回路11内に設けられるレジスタか、又はRAM30によって実現される。

【0029】

＜キャッシュフラッシュ及びTLB更新処理＞

キャッシュフラッシュ及びTLB更新処理は、キャッシュメモリ12の全てのキャッシュデータが無効化（フラッシュ）すると共に、キャッシュデータが当初内容から更新されていれば強誘電体メモリ50へ書き戻す（ライトバック）。そして、キャッシュアクセス頻度指標のピーク値を、対応する論理ページのアクセス頻度指標に保持させ、物理ページのアクセスの有無、及び読み書きの別に応じて劣化指標を増加させる。

【0030】

この処理は、例えば図示しないタイマ回路が発生する割り込みにより、一定時間毎に起動され実行される。以下、詳細に説明する。

図 6 は、この処理を示す P A D (Program Algorithm Diagram) である。同図において、配列 T [0 : 2 5 5]、並びに変数 N、M、及び L を用いてこの処理を示している。

【 0 0 3 1 】

配列 T [0 : 2 5 5] は物理ページに与えられた劣化の度合い、N はウェイを指定するパラメータ、M はラインを指定するパラメータ、L は論理ページを指定するパラメータである。

制御回路 1 1 は、まず、配列 T の全要素を 0 に初期化する (ステップ S 1 0 0)。そして、各ウェイ N (ステップ S 1 1 0 ~ S 1 1 1) の各ライン M (ステップ S 1 2 0 ~ S 1 2 1) を対象として、ステップ S 1 3 9 までを実行する。

【 0 0 3 2 】

バリッドビット [N, M] が 1 なら (ステップ S 1 2 2 : YES)、L を論理ページアドレス [N, M] とし、TLB 1 3 のエントリ [L] を対象として (ステップ S 1 3 1 ~ S 1 3 2)、ステップ S 1 3 9 までを実行する。

キャッシュアクセス頻度指標 [N, M] がアクセス頻度指標 [L] よりも大きければ、キャッシュアクセス頻度指標 [N, M] でアクセス頻度指標 [L] を更新する (ステップ S 1 3 3 ~ S 1 3 4)。

【 0 0 3 3 】

つまり、キャッシュアクセス頻度指標を一定時間毎に参照することによって当該一定時間あたりのキャッシュアクセス頻度を知り、そのピーク値をキャッシュデータが属する論理ページのアクセス頻度に保持させている。

ダーティビット [N, M] が 1 なら (ステップ S 1 3 5 : YES)、配列要素 T [L] を 2 にすると共に、キャッシュデータ [N, M] を強誘電体メモリ 5 0 へ書き戻し (ステップ S 1 3 6 ~ S 1 3 7)、ダーティビット [N, M] が 1 でなければ (ステップ S 1 3 5 : NO)、配列要素 T [L] が 0 ならば 1 に変更する (ステップ S 1 3 8)。

【 0 0 3 4 】

つまり、物理ページからキャッシュデータが読み出されていないことをバリッドビットが示している場合には T [L] を 0 に維持し、読み出されたが変更され

ていないことをダーティビットが示している場合にはT [L] を1とし、読み出されさらに変更されたことをダーティビットが示している場合にはT [L] を2としている。

【0035】

この数値は、データの読み出しによって1、データの書き戻しによって1の劣化が物理ページに生じることを前提にしており、キャッシュデータが読み出されただけで書き戻されない場合には読み出しに係る劣化度合い1、書き戻される場合には読み書き双方に係る劣化度合いの合算値2をT [L] に求めている。

バリッドビット、ダーティビット、及びキャッシュアクセス頻度指標を0にする（ステップS139）。

【0036】

各論理ページLの劣化指標にT [L] を加算する（ステップS150～S152）。

＜物理ページ入替処理＞

物理ページ入替処理は、最大のアクセス頻度指標で示される論理ページに対応する第1の物理ページと、最小の劣化指標で示される第2の物理ページの内容とを入れ替えると共に、当該入れ替えに応じてTLBの情報を更新する。

【0037】

この処理は、前述したキャッシュフラッシュ及びTLB更新処理に引き続いて実行される。以下、詳細に説明する。

図7は、物理ページ入替処理を示すPADである。

制御回路11は、まず、TLB13から、最大のアクセス頻度指標LMAXを保持しているエントリILMAXと、最小の劣化指標PMINを保持しているエントリIPMINとを検索する（ステップS200）。

【0038】

次に、以下のようにして、両エントリに示される物理ページを入れ替える（ステップS210～S214）。

まず、エントリILMAXの物理ページアドレスで示される物理ページの内容を読み出し、RAM30に記憶する。

そして、エントリ I P M I N の物理ページアドレスで示される物理ページの内容を、エントリ I L M A X の物理ページアドレスで示される物理ページへ転記し、R A M 3 0 に記憶した内容を、エントリ I P M I N の物理ページアドレスで示される物理ページへ書き込む。

【0039】

さらに、当該両エントリの物理ページアドレス値を入れ替える。また、当該両エントリの劣化指標値にそれぞれ2を加算した後、両者を入れ替える。ここで、当該加算される値2は、前記説明したように、物理ページに対する読み書き双方に係る劣化度合いの合算値を意味する。

<具体例>

メモリ管理装置10が前記処理を実行することによって、強誘電体メモリ50における物理ページの劣化が均等化されることを、具体例を用いて説明する。

【0040】

この具体例では、(1) 通常動作：メモリ管理装置10が強誘電体メモリ50へのアクセス要求をキャッシュメモリ12を介して処理する、(2) キャッシュフラッシュ動作：メモリ管理装置10が前記キャッシュフラッシュ及びT L B 更新処理を行う、及び(3) 物理ページ入替動作：メモリ管理装置10が前記物理ページ入替処理を行う、の3種類の動作が2回繰り返して実行される様子を示している。

【0041】

図8、及び図9は、コンピュータシステム100の各部におけるデータ及び信号の時間変化を示したタイミングチャートであり、それぞれ、前記繰り返しの1回目、及び2回目の期間に関する。

図10は、主要時刻における強誘電体メモリ50の各部へのアクセス累積回数を示している。

【0042】

図11は、主要時刻におけるT L B 13の内容を示している。

以下、時間の経過に沿って、各図の関連する部分を参照しながら説明する。

(時刻 $t_0 \sim t_1$) 1回目の通常動作

時刻 t_0 において、図 10 (A) に示すように、強誘電体メモリ 50 の各部は全くアクセスされたことがなく、また、図 11 (A) に示すように、各論理ページには論理ページと同一アドレスで示される物理ページが対応付けられており、全ての劣化指標、及び全てのアクセス頻度指標が 0 となっている。

【0043】

この状態で、図 8 に示すように、論理アドレスバスに論理アドレス $000x \sim 01Fx$ (論理ページ 0 の先頭 32 バイトのデータ) を指定した、強誘電体メモリに対するアクセス要求が順次発行される。ここで、当該各アクセス要求は、2 サイクルで処理される。つまり、第 1 のサイクルにおいて、キャッシュのヒット／ミスの判断が行われ、キャッシュミスと判断された場合、強誘電体メモリからキャッシュメモリへキャッシュデータが取得される。第 2 のサイクルにおいて、当該キャッシュデータを用いて実際のアクセスが処理される。

【0044】

最初のアクセス要求においてキャッシュミスと判断され、論理ページ 0 に対応して TLB エントリ 0 に記憶されている物理ページアドレス $00x$ が物理アドレスバス [12 : 5] に出力されると共に、論理アドレス [9 : 5] が物理アドレスバス [4 : 0] に出力される。強誘電体メモリ 50 は、物理ページ $00x$ の先頭 32 バイトのデータ L_0 を物理データバスに出力し、このデータがウェイ 0 ライン 0 のキャッシュデータとして記憶される。

【0045】

後続する各アクセス要求に応じて、当該記憶されたキャッシュデータがアクセスされ、その結果、ウェイ 0 ライン 0 のキャッシュアクセス頻度指標が $20x$ まで増加する。なお、当該アクセスには書き込みアクセスが含まれ、これによりダーティビットが 1 になるとした。

(時刻 $t_1 \sim t_2$) 1 回目のキャッシュフラッシュ動作

時刻 $t_1 - 1$ のサイクルにおいて割り込み信号が出力され、メモリ管理装置 10 は、時刻 t_1 においてキャッシュフラッシュ動作を開始する。

【0046】

この動作は、前記キャッシュフラッシュ及び TLB 更新処理の項で詳述したと

おりである。

本具体例に関して付言すれば、キャッシュメモリのウェイ 0 ライン 0 においてバリッドビットが 1 となっているので、キャッシュアクセス頻度指標 2 0 x と、論理ページ 0 に対応する T L B エントリ 0 に記憶されているアクセス頻度指標 0 0 x とが比較され、当該アクセス頻度指標が 2 0 x に更新される。

【 0 0 4 7 】

また、ダーティビットが 1 となっているので、図 8 には示さない配列 T [0] が 2 とされると共に、変更後のキャッシュデータ L' 0 が物理ページ 0 へ書き戻される。そして、T L B エントリ 0 の劣化指標が 2 に更新される。

この結果、時刻 t 2 において、図 1 0 (B) に示すように、強誘電体メモリ 5 0 の物理ページ 0 の先頭 3 2 バイトのアクセス累積回数が 2 となり、また、図 1 1 (B) に示すように、T L B エントリ 0 の劣化指標、及びアクセス頻度指標が、それぞれ 2、及び 2 0 x となる。

(時刻 t 2 ~ t 3) 1 回目の物理ページ入替動作

メモリ管理装置は、前記キャッシュフラッシュ動作に引き続いて、時刻 t 2 以降、物理ページ入替動作を行う。

【 0 0 4 8 】

この動作は、前記物理ページ入替動作の項で詳述したとおりである。

本具体例に関して付言すれば、T L B が検索され、最大のアクセス頻度指標 2 0 x を保持しているエントリ 0 と、最小の劣化指標 0 を保持しているエントリ 1 とが見出される。ここで、最小の劣化指標を保持しているエントリが複数存在する場合には、番号の小さなエントリが見出されるものとする。

【 0 0 4 9 】

エントリ 0、及びエントリ 1 にそれぞれ示される、物理ページ 0、及び物理ページ 1 の内容が入れ替えられる。

そして、エントリ 0、及びエントリ 1 の物理ページアドレスが入れ替えられると共に、両者の劣化指標にそれぞれ 2 が加えられた後、入れ替えられる。

この結果、時刻 t 3 において、図 1 0 (C) に示すように、強誘電体メモリ 5 0 の物理ページ 0 の先頭 3 2 バイトのアクセス累積回数が 4、物理ページ 0 の残

りの部分のアクセス累積回数が2、物理ページ1のアクセス累積回数が2となり、また、図11(C)に示すように、TLBエントリ0の物理ページアドレス、及び劣化指標が、それぞれ1、及び2となり、TLBエントリ1の物理ページアドレス、及び劣化指標が、それぞれ0、及び4となる。

【0050】

このことから明らかなように、劣化指標は、物理ページ内で最も激しく劣化した部分に関する劣化度合いを示すこととなる。

(時刻 $t_3 \sim t_4$) 2回目の通常動作

メモリ管理装置は、前記物理ページ入替動作の終了後、時刻 t_3 以降、2回目の通常動作を行う。

【0051】

図9に示すように、再び、論理アドレスバスに論理アドレス $000x \sim 01Fx$ (論理ページ0の先頭32バイトのデータ) を指定したアクセス要求が順次発行される。このアクセスには書き込みアクセスが含まれる。

この結果、1回目の通常動作と同様に、ウェイ0ライン0のキャッシュアクセス頻度指標が $20x$ まで増加し、ダーティビットが1となる。

(時刻 $t_4 \sim t_5$) 2回目のキャッシュフラッシュ動作

時刻 $t_4 - 1$ のサイクルにおいて割り込み信号が出力され、メモリ管理装置10は、時刻 t_4 において2回目のキャッシュフラッシュ動作を開始する。

【0052】

この処理により、キャッシュメモリのウェイ0ライン0におけるキャッシュアクセス頻度指標 $20x$ と、論理ページ0に対応するTLBエントリ0に記憶されているアクセス頻度指標 $20x$ とが比較され、当該アクセス頻度指標が $20x$ に維持される。

また、図9には示さない配列T[0]が2とされると共に、変更後のキャッシュデータL"0が物理ページ1へ書き戻される。そして、TLBエントリ0の劣化指標にT[0]が加算され4となる。

【0053】

この結果、時刻 t_5 において、図10(D)に示すように、強誘電体メモリ5

0 の物理ページ 1 の先頭 3 2 バイトのアクセス累積回数が 4 となり、また、図 1 1 (D) に示すように、T L B エントリ 0 の劣化指標が 4 となる。

(時刻 t 5 ~ t 6) 2 回目の物理ページ入替動作

メモリ管理装置は、時刻 t 5 以降、2 回目の物理ページ入替動作を行う。

【0 0 5 4】

この処理により、T L B が検索され、最大のアクセス頻度指標 2 0 x を保持しているエントリ 0 と、最小の劣化指標 0 を保持しているエントリ 2 とが見出される。

エントリ 0、及びエントリ 2 にそれぞれ示される、物理ページ 1、及び物理ページ 2 の内容が入れ替えられる。そして、エントリ 0、及びエントリ 2 の物理ページアドレスが入れ替えられると共に、両者の劣化指標にそれぞれ 2 が加えられた後、入れ替えられる。

【0 0 5 5】

この結果、時刻 t 6 において、図 1 0 (E) に示すように、強誘電体メモリ 5 0 の物理ページ 1 の先頭 3 2 バイトのアクセス累積回数が 6、物理ページ 1 の残りの部分のアクセス累積回数が 4、物理ページ 2 のアクセス累積回数が 2 となり、また、図 1 1 (E) に示すように、T L B エントリ 0 の物理ページアドレス、及び劣化指標が、それぞれ 2、及び 2 となり、T L B エントリ 2 の物理ページアドレス、及び劣化指標が、それぞれ 1、及び 6 となる。

【0 0 5 6】

<まとめ>

以上説明したように、実施の形態 1 に係るメモリ管理装置によれば、アクセス頻度指標に論理ページ毎のアクセス頻度を表し、劣化指標に物理ページ毎の劣化度合いを表し、アクセス頻度指標が最も大きい論理ページに対応している物理ページの内容と、劣化指標が最も小さい物理ページの内容とを入れ替えると共に、この入れ替えに応じて論理ページと物理ページとの対応付けを変更する。

【0 0 5 7】

つまり、アクセス頻度が高い論理ページに対応付けられていたために劣化が進行した物理ページは、アクセス頻度が比較的低い論理ページへ付け替えられると

共に、当該アクセス頻度が高い論理ページには、当該劣化が進行した物理ページに代えて劣化が最も小さい物理ページが対応付けられる。この操作は周期的に行われるので、特定の物理ページが突出して劣化することが回避される。

【 0 0 5 8 】

特に、当該メモリ管理装置は、アクセス頻度指標に論理ページ毎のアクセス頻度のピーク値を保持するので、一旦高いピーク値が出た論理ページには、劣化が最も小さい物理ページが、永続的に対応付けられる。

この構成は、長期的に見て特定の論理ページにアクセスが偏る場合に好適であり、アクセス頻度の短期的な変動を無視して、当該論理ページに劣化が最も小さい物理ページを割り当てることができる。

【 0 0 5 9 】

また、当該メモリ管理装置は、キャッシュメモリを介して強誘電体メモリをアクセスするので、強誘電体メモリへのアクセスの絶対数が削減される。

これと同時に、物理ページ内の各部分は、2つのキャッシュフラッシュの間に、アクセスされないか、読み出されるのみか、又は、読み出されかつ書き戻されるかの何れかとなるので、物理ページ内の特定部分が無制限にアクセスされることがなくなり、従って物理ページ内での劣化の偏在が緩和される。

【 0 0 6 0 】

なお、本発明のメモリ管理装置は、従来技術の項で説明したフラッシュメモリを想定した空き物理ブロックを用いる方法とは異なり、物理ページに保持されているデータを有効な状態のまま入れ替えることにより、物理ページ間の劣化を均等化させる。従って、ランダムアクセス可能ゆえに物理ページの書き換えに際して一括消去を必要としない強誘電体メモリの管理に、特に好適である。

< 実施の形態 2 >

本発明の実施の形態 2 に係るメモリ管理装置は、実施の形態 1 で説明したメモリ管理装置と同様、アクセス頻度の高い論理ページに対応する第 1 の物理ページの内容と、劣化の小さい第 2 の物理ページの内容を定期的に入れ替えることによって、物理ページ間の劣化の均等化を図る装置である。実施の形態 1 と比べて、論理ページ毎のアクセス頻度を表すアクセス頻度指標の表し方に関してのみ異な

る。

【0061】

以下、本メモリ管理装置について、図12～図16を参照しながら、実施の形態1と同一の事項については説明を省略し、実施の形態2において異なる事項について主に説明する。

＜全体構成＞

実施の形態2に係るメモリ管理装置、及び当該メモリ管理装置を含むコンピュータシステムの構成は、実施の形態1で説明した構成（図1参照）と略同一であり、キャッシュメモリがキャッシュアクセス頻度指標欄を持たない点においてのみ異なる。この図示は省略する。

【0062】

また、論理ページ及び物理ページについては、実施の形態1で説明したとおりである。

＜キャッシュフラッシュ及びTLB更新処理＞

アクセス頻度指標の表し方の変更に伴い、メモリ管理装置によって実行される、キャッシュフラッシュ及びTLB更新処理が、実施の形態1と比べて次のように変更される。

【0063】

実施の形態2に係るキャッシュフラッシュ及びTLB更新処理は、キャッシュデータのフラッシュ及びライトバックを行った後、物理ページのアクセスの有無、及び読み書きの別に応じて、アクセス頻度指標、及び劣化指標の双方を増加させる。

図12は、この処理を示すPAD（Program Algorithm Diagram）である。実施の形態1に係るキャッシュフラッシュ及びTLB更新処理（図6参照）と比べて、アクセス頻度指標をキャッシュアクセス頻度指標に基づいて更新するステップS133～S134が削除され、アクセス頻度指標にA[L]を加算するステップS353が追加されている。これにより、実施の形態2に係るアクセス頻度指標は、その論理ページを介して過去に物理ページをアクセスした回数の累計（即ち物理ページに与えた劣化の累計）を表す。

【 0 0 6 4 】

その他のステップは変更されない。

このアクセス頻度指標に基づいて、実施の形態 1 と同様の物理ページ入替処理が行われる。

< 具体例 >

実施の形態 2 に係る具体例を、実施の形態 1 と同等のアクセス要求がなされた場合について説明する。

【 0 0 6 5 】

図 1 3、及び図 1 4 は、コンピュータシステム 1 0 0 の各部におけるデータ及び信号の時間変化を示したタイミングチャートである。キャッシュアクセス頻度指標に関する行は示されていない。

図 1 5 は、主要時刻における強誘電体メモリ 5 0 の各部へのアクセス累積回数を示している。

【 0 0 6 6 】

図 1 6 は、主要時刻における T L B 1 3 の内容を示している。

以下、時間の経過に沿って、各図の関連部分を参照しながら説明する。

(時刻 $t_0 \sim t_1$) 1 回目の通常動作

キャッシュアクセス頻度指標の更新動作が省かれる。その他の動作は実施の形態 1 と同様である。

(時刻 $t_1 \sim t_2$) 1 回目のキャッシュフラッシュ動作

T L B エントリ 0 のアクセス頻度指標が、劣化指標と共に 2 に更新される。その他の動作は実施の形態 1 と同様である。

【 0 0 6 7 】

この結果、時刻 t_2 において、図 1 5 (B) に示すように、強誘電体メモリ 5 0 の物理ページ 0 の先頭 3 2 バイトのアクセス累積回数が 2 となり、また、図 1 6 (B) に示すように、T L B エントリ 0 の劣化指標、及びアクセス頻度指標が、それぞれ 2、及び 2 となる。

(時刻 $t_2 \sim t_3$) 1 回目の物理ページ入替動作

T L B が検索され、最大のアクセス頻度指標 2 を保持しているエントリ 0 と、

最小の劣化指標 0 を保持しているエントリ 1 とが見出され、各エントリにそれぞれ示される物理ページ 0、及び物理ページ 1 の内容が入れ替えられる。

【 0 0 6 8 】

そして、エントリ 0、及びエントリ 1 の物理ページアドレスが入れ替えられると共に、両者の劣化指標にそれぞれ 2 が加えられた後、入れ替えられる。

この結果、時刻 t_3 において、強誘電体メモリ各部におけるアクセス累積回数、及び TLB の内容は、それぞれ図 1 5 (C)、図 1 6 (C) に示すものとなる。

(時刻 $t_3 \sim t_4$) 2 回目の通常動作

キャッシュアクセス頻度指標の更新動作が省かれる。その他の動作は実施の形態 1 と同様である。

(時刻 $t_4 \sim t_5$) 2 回目のキャッシュフラッシュ動作

TLB エントリ 0 のアクセス頻度指標が、劣化指標と共に 4 に更新される。その他の動作は実施の形態 1 と同様である。

【 0 0 6 9 】

この結果、時刻 t_5 において、図 1 5 (D) に示すように、強誘電体メモリ 5 0 の物理ページ 0 の先頭 3 2 バイトのアクセス累積回数が 4 となり、また、図 1 6 (D) に示すように、TLB エントリ 0 の劣化指標、及びアクセス頻度指標が、それぞれ 4、及び 4 となる。

(時刻 $t_5 \sim t_6$) 2 回目の物理ページ入替動作

TLB が検索され、最大のアクセス頻度指標 4 を保持しているエントリ 0 と、最小の劣化指標 0 を保持しているエントリ 2 とが見出され、各エントリにそれぞれ示される物理ページ 1、及び物理ページ 2 の内容が入れ替えられる。

【 0 0 7 0 】

そして、エントリ 0、及びエントリ 2 の物理ページアドレスが入れ替えられると共に、両者の劣化指標にそれぞれ 2 が加えられた後、入れ替えられる。

この結果、時刻 t_6 において、強誘電体メモリ各部におけるアクセス累積回数、及び TLB の内容は、それぞれ図 1 5 (E)、図 1 6 (E) に示すものとなる。

< まとめ >

以上説明したように、実施の形態 2 に係るメモリ管理装置は、アクセス頻度指

標にその論理ページを介して過去に物理ページをアクセスした回数の累計を保持するので、論理ページのアクセス頻度が時間的に変動すると、新たにアクセス頻度が高くなった論理ページに関してアクセス頻度指標が大きくなる。この結果、当該新たな論理ページに劣化が最も小さい物理ページが対応付けられることとなる。つまり、この構成は、物理ページ間の劣化を均等化するために、アクセス頻度の時間変動を考慮すべき場合に好適である。

＜実施の形態 3＞

本発明の実施の形態 3 に係るメモリ管理装置は、実施の形態 1 で説明したメモリ管理装置と同様、アクセス頻度の高い論理ページに対応する第 1 の物理ページの内容と、劣化の小さい第 2 の物理ページの内容を定期的に入れ替えることによって、物理ページ間の劣化の均等化を図る装置である。

【0071】

実施の形態 3 では、アクセス回数の絶対数が比較的小さな用途を想定することより、実施の形態 1 における構成からキャッシュメモリを削除した構成とし、それに伴ってアクセス頻度指標の表し方を変更している。

以下、本メモリ管理装置について、図 1 7～図 1 9 を参照しながら、実施の形態 1 と同一の事項については説明を省略し、実施の形態 3 において異なる事項について主に説明する。

【0072】

＜全体構成＞

図 1 7 は、実施の形態 3 に係るメモリ管理装置 9 0 を含むコンピュータシステム 2 0 0 の構成を示す機能ブロック図である。

コンピュータシステム 2 0 0 は、メモリ管理装置 9 0、CPU 2 0、RAM 3 0、ROM 4 0、強誘電体メモリ 5 0、論理アドレスバス 6 1、論理データバス 6 2、物理アドレスバス 7 1、物理データバス 7 2、CD-ROM I/F (Compact Disk-Read Only Memory InterFace) 8 0、及び CD-ROM 8 1 から構成される。

【0073】

メモリ管理装置 9 0 は、制御回路 9 1、TLB 9 3 から構成される。

制御回路 9 1 は、実施の形態 1 に係る制御回路 1 1 からキャッシュメモリに対する制御機能を省いたものである。

なお、実施の形態 1 に係る構成（図 1 参照）に含まれる構成要素には、図 1 と同一の符号を付し、説明を省略する。

【0074】

コンピュータシステム 2 0 0 にも、実施の形態 1 と同義の論理ページと物理ページとが設けられる。

コンピュータシステム 2 0 0 は、ROM 4 0 に予め記録されているプログラムを、CPU 2 0 が電源投入時に実行することによって、CD-ROM 8 1 に記録されている複数のプログラムルーチンを、CD-ROM I/F 8 0 を介して強誘電体メモリ 5 0 へロードする。その後、当該ロードされた各プログラムルーチンは CPU 2 0 によって実行され、所定の機能が実現される。コンピュータシステム 2 0 0 は、例えば制御用マイコン装置、ゲーム装置、又は通信装置であってもよい。

【0075】

<プログラムルーチンの配置>

図 1 8 は、コンピュータシステム 2 0 0 の強誘電体メモリ領域におけるプログラムルーチンの配置例を示している。同図に示すように、CD-ROM 8 1 からロードされる各プログラムルーチンは、1 つ以上の当該論理ページにわたって配置される。

【0076】

<TLB 9 3>

図 1 9 は、TLB 9 3 の構成を示している。TLB 9 3 は、バッファ 9 3 0、比較回路 9 3 5、及びデコーダ 9 3 9 から成る。

バッファ 9 3 0 は、物理ページアドレス欄 1 3 1、劣化指標欄 1 3 2、アクセス頻度指標欄 9 3 3、及び代表論理アドレス欄 9 3 4 を有している。

【0077】

物理ページアドレス欄 1 3 1 は、論理ページアドレスによって指定される 2⁵ 6 のエントリに、各エントリに関する論理ページに対応する物理ページを示す物

理ページアドレスを保持する。劣化指標欄 9 3 2 は、当該物理ページに関する劣化度合いを表す劣化指標を保持し、アクセス頻度指標欄 9 3 3 は、当該論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を保持し、代表論理アドレス欄 9 3 4 は、当該論理ページを代表する代表論理アドレスを保持する。

【0078】

デコーダ 9 3 9 は、論理アドレスバス 6 1 から論理アドレス A [17 : 10] を取得し、それをデコードすることによって 1 つのエントリへ選択信号を出力する。バッファ 9 3 0 は、選択信号を与えられたエントリに保持されている物理ページアドレス ATRAN [7 : 0] を物理アドレスバス 7 1 の上位 8 ビット APHY [12 : 5] へ出力する。これにより、TLB 9 3 は、論理アドレスバス 6 1 に示された論理ページアドレスを、直接、物理ページアドレスへ変換する。

【0079】

比較回路 9 3 5 は、各エントリに対応した比較器 9 3 5 1 ~ 9 3 5 4 から構成される。そして、論理アドレスバス 6 1 から論理アドレス A [19 : 0] を取得し、その値と代表論理アドレスとをエントリ毎に比較し、一致したエントリにおいて、劣化指標、及びアクセス頻度指標を、それぞれ 1 増加させる。

ここで、代表論理アドレスには、当該論理ページに配置されるプログラムルーチンが実行される際に必ずアクセスされる論理アドレスを、予め指定しておくものとする。

【0080】

そのようなアドレスとして、例えばプログラムルーチンの入口アドレスを指定してもよい。入口アドレスは、プログラムルーチン実行時に必ずアクセスされるので、プログラムルーチンを配置された論理ページにアクセスがあったことを知るのに好適である。

<まとめ>

以上説明したように、実施の形態 3 に係るメモリ管理装置は、アクセス頻度指標に、その論理ページに配置されているプログラムルーチンを過去に呼び出した回数の累計を保持し、劣化指標に、その物理ページに記録されているプログラムルーチンが実際にアクセスされた回数の累計を保持する。

【 0 0 8 1 】

これらの値の意義は、実施の形態 2 のアクセス頻度指標、及び劣化指標と同様であり、それぞれ論理ページのアクセス回数の累計、及び物理ページの劣化の度合いを表すから、これらの指標に基づいて物理ページ入替処理を行うことにより、物理ページ間の劣化が均等化される。

この構成は、キャッシュメモリを用いないので、アクセス回数の絶対数を削減せず、また物理ページ内での劣化の偏在を緩和しないという制約があるが、これらの制約が許容される用途においては、キャッシュメモリを省いた小規模な構成で強誘電体メモリの寿命延長を図ることができる。

< 実施の形態 4 >

本発明の実施の形態 4 に係るメモリ管理装置は、n ウェイセットアソシアティブ構成のキャッシュメモリを介して対象メモリをアクセスするメモリ管理装置である。キャッシュされるべきデータのアクセス頻度を予め求めておき、新規にキャッシュされるべきデータのアクセス頻度よりも小さいアクセス頻度を有する既存のキャッシュデータを、当該新規データでリプレースする。

【 0 0 8 2 】

以下、本メモリ管理装置について、図 2 0 ～図 2 3 を参照しながら説明する。

< 全体構成 >

実施の形態 4 に係るメモリ管理装置、及び当該メモリ管理装置を含むコンピュータシステムの構成は、実施の形態 1 で説明した構成（図 1 参照）と同一である。

【 0 0 8 3 】

< T L B 1 3 >

T L B 1 3 のアクセス頻度指標欄 1 2 3 には、シミュレーション等により予め求めた各論理ページのアクセス頻度（ここでは、所定単位時間あたりのアクセス回数の平均値を言う）を表すアクセス頻度指標が、事前に設定されている。このアクセス頻度指標が、リプレース対象となるキャッシュデータの決定に用いられる。

【 0 0 8 4 】

図 2 0 は、実施の形態 4 において T L B 1 3 に保持されるアクセス頻度指標の一例である。同図は、論理ページ 0、1、2、3、及び 4 のアクセス頻度が、それぞれ 4、2、1、1、及び 1 と予め求められ、T L B 1 3 のアクセス頻度指標欄 1 2 3 に設定されている状態を示している。実施の形態 4 では、このアクセス頻度指標は更新されない。

【0 0 8 5】

＜キャッシュメモリ 1 2＞

キャッシュメモリ 1 2 は、キャッシュデータ欄にキャッシュデータを格納する際に、当該キャッシュデータをアクセスするための論理ページに関するアクセス頻度指標をキャッシュアクセス頻度指標欄に格納する。このキャッシュアクセス頻度指標が、請求項に言う複製頻度指標に相当する。

【0 0 8 6】

そして、当該格納されたアクセス頻度指標は、キャッシュデータがアクセスされる毎に 1 ずつ減らされる。これにより、キャッシュアクセス頻度指標欄は、前記所定単位時間に、キャッシュデータにあと何回のアクセスが見込まれるかを表す。

＜リプレース対象決定処理＞

キャッシュデータがリプレースされるべき場合にメモリ管理装置 1 0 が行うリプレース対象決定処理について説明する。

【0 0 8 7】

これらの処理は、制御回路 1 1 を構成するハードウェア回路が実行してもよく、また、制御回路 1 1 が ROM 4 0 に記憶されているプログラムに従って実行してもよく、また、CPU 2 0 が ROM 4 0 に記憶されているプログラムに従って制御回路 1 1 に指令して実行させてもよい。

また、この処理の説明に用いる変数は、実際には制御回路 1 1 に含まれるレジスタか、又は RAM 3 0 によって実現される。

【0 0 8 8】

リプレース対象決定処理は、1 つのラインにおいてキャッシュメモリ 1 2 の全てのウェイに有効なキャッシュデータが格納されている（バリッドビットが 1 で

ある) 状態で、当該ラインにおいてキャッシュされていない新規データへのアクセス要求があった場合に実行される。そして、どのウェイのキャッシュデータを当該新規データでリプレースするかを決定する。

【0089】

図21は、この処理を示すPADである。同図において、変数N、及びMを用いてこの処理を示している。ここでNはウェイを指定するパラメータ、Mはラインを指定するパラメータである。

制御回路11は、まず、当該新規データを指定する論理アドレス[17:10]で示されるTLBエントリのアクセス頻度指標を取得して比較値とする(ステップS400)。そして、各ウェイNを対象として(ステップS410)、ステップS412までを実行する。

【0090】

論理アドレスA[9:5]で示されるラインMについて(ステップS411)、前記取得された比較値が、キャッシュアクセス頻度指標[N, M]よりも大きければ、当該ウェイNをリプレース対象と決定する(ステップS412~S413)。

この処理によって、新規にキャッシュされるデータは、前記所定単位時間内に見込まれるアクセスの残り回数が自分よりも少ないキャッシュデータとリプレースされることとなる。つまり、新規にキャッシュされるデータよりも多くのアクセスが今後見込まれるキャッシュデータをキャッシュメモリに残すことによって、キャッシュデータがキャッシュメモリに滞在する時間の均等化を図っている。

【0091】

<決定回路>

リプレース対象決定処理をハードウェアによって行う決定回路について説明する。

図23は、決定回路110の構成を示すブロック図である。同図に、決定回路110へキャッシュアクセス頻度指標を供給するキャッシュメモリ12を、併せて示す。決定回路110は、例えば制御回路11の一部として実現される。

【0092】

決定回路 1 1 0 は、キャッシュメモリのウェイに対応して設けられる比較器 1 1 1 ~ 1 1 4、比較器 1 1 1 ~ 1 1 4 の出力に応じて選択信号を生成するゲート 1 1 5 ~ 1 1 7 から構成される。

キャッシュメモリ 1 2 の各ウェイは、新たにキャッシュされるべきデータを示す論理アドレスを A [1 9 : 0] として、A [9 : 5] によって選択されるラインにおけるキャッシュアクセス頻度指標欄の内容を、対応する比較器に供給する。これと同時に、A [1 7 : 1 0] によって示される論理ページに関するアクセス頻度指標が、比較値として各比較器に供給される。

【 0 0 9 3 】

各比較器は、与えられた比較値が、与えられたキャッシュアクセス頻度指標よりも大きい場合、対応するウェイがリプレース対象となるべきことを示す論理値 1 を出力する。ウェイ 1 ~ 3 に対応する比較器の出力は、それぞれゲート 1 1 5 ~ 1 1 7 によって、より小さい番号のウェイに対応する比較器の出力で抑制され、決定信号 R E P 0 ~ R E P 3 には、リプレース対象となるべき最も若いウェイを示す決定信号のみが出力される。

【 0 0 9 4 】

この決定信号に応じて、制御回路 1 1 は決定されたウェイのキャッシュデータをリプレースする。

< 具体例 >

メモリ管理装置 1 0 が、前記処理によって決定されたウェイのキャッシュデータをリプレースすることによって強誘電体メモリ 5 0 における物理ページの劣化が均等化されることを、具体例を用いて説明する。

【 0 0 9 5 】

図 2 2 は、要求された論理ページ、キャッシュメモリの内容、及びアクセスされた物理ページを、時間の経過に沿って模式的に示したタイミングチャートである。

同図中、論理ページを丸で囲むことによってリプレースを発生されるアクセス要求を示している。また、キャッシュメモリの 1 つのラインに関して各ウェイの論理ページアドレス欄の内容とキャッシュアクセス頻度指標欄の内容とを示してい

る。

【0096】

同図に示した期間において、論理ページ0～4は、物理ページ0～4にそれぞれ対応付けられ、この対応付けは変更されない。つまりこの期間中、論理ページと物理ページとは同一の番号で示される。

以下、時間の経過に沿って説明する。

(時刻 $t_0 \sim t_3$) 時刻 t_0 において、各ウェイは有効なキャッシュデータを保持していない。時刻 t_0 において、論理ページ0に属するデータのアクセス要求が発行される。これに応じて、ウェイ0に、論理ページ0に関するキャッシュデータが格納されると共に、論理ページアドレス、及びキャッシュアクセス頻度指標が、それぞれ0、及び3となる。

【0097】

ここで示すキャッシュアクセス頻度指標値は、論理ページ0に関するアクセス頻度指標4が格納され、そこからキャッシュデータのアクセス1回分に当たる1を減じた後の値である。

時刻 $t_1 \sim t_3$ の期間、論理ページ1～3に属するデータのアクセス要求が発行され、ウェイ1～3について同様処理が行われる。

(時刻 $t_4 \sim t_7$) アクセス要求に応じてキャッシュデータがアクセスされ、キャッシュアクセス頻度指標が減じられる。

(時刻 t_8) 時刻 t_8 において、全てのウェイに有効なキャッシュデータが格納されている状態で、このラインに関してキャッシュされていない論理ページ4に属するデータが要求される。これにより、キャッシュデータをリプレースする必要が生じる。

【0098】

この時点で、前述したリプレース対象決定処理が行われる。新たにキャッシュされるべきデータが属する論理ページ4に関するアクセス頻度指標は1であり、1よりも小さいキャッシュアクセス指標を保持している最も若い番号のウェイ0がリプレース対象と決定される。そして、ウェイ0に、論理ページ4に関するキャッシュデータが格納されると共に、論理ページアドレス、及びキャッシュアク

セス頻度指標に、それぞれ4、及び0が設定される。

(時刻t 9) 論理ページ0に属するデータが要求される。論理ページ0に関するアクセス頻度指標は4であり、4よりも小さいキャッシュアクセス指標を保持している最も若い番号のウェイ0がリプレイス対象と決定される。そして、ウェイ0に、論理ページ0に関するキャッシュデータが格納されると共に、論理ページアドレス、及びキャッシュアクセス頻度指標に、それぞれ0、及び3が設定される。

(時刻t 10～t 14) アクセス要求に応じてキャッシュデータがアクセスされ、キャッシュアクセス頻度指標が減じられる。ここで、キャッシュアクセス頻度指標は0よりも小さい値には減じられない。

(時刻t 15) 論理ページ4に属するデータが要求される。論理ページ4に関するアクセス頻度指標は1であり、1よりも小さいキャッシュアクセス指標を保持している最も若い番号のウェイ1がリプレイス対象と決定される。そして、ウェイ1に、論理ページ4に関するキャッシュデータが格納されると共に、論理ページアドレス、及びキャッシュアクセス頻度指標に、それぞれ4、及び0が設定される。

【0099】

<まとめ>

以上説明したように、実施の形態4に係るメモリ管理装置は、キャッシュリプレイスの際、所定単位時間内に見込まれるアクセス回数が、新規にキャッシュされるべきデータと比べて少ないキャッシュデータをリプレイスすることにより、各ウェイのキャッシュデータの滞在時間の均等化を図る。

【0100】

これはつまり、当該各キャッシュデータのリプレイス頻度の均等化を図ることであり、これによって、対応する各物理ページに対するアクセス頻度が均等化され、当該各物理ページの劣化が均等化される。

<その他の変形例>

なお、本発明を上記の実施の形態に基づいて説明してきたが、本発明は、上記の実施の形態に限定されないのはもちろんである。以下のような場合も本発明に

含まれる。

(1) 本発明は、実施の形態で説明した方法を、コンピュータシステムを用いて実現するためのコンピュータプログラムであるとしてもよいし、前記プログラムを表すデジタル信号であるとしてもよい。

【0101】

また、本発明は、前記プログラム又は前記デジタル信号を記録したコンピュータ読取り可能な記録媒体、例えば、フレキシブルディスク、ハードディスク、CD-ROM、MO、DVD、DVD-ROM、DVD-RAM、半導体メモリ等であるとしてもよい。

また、本発明は、電気通信回線、無線又は有線通信回線、若しくはインターネットに代表されるネットワーク等を経由して伝送される前記コンピュータプログラム又は前記デジタル信号であるとしてもよい。

【0102】

また、前記プログラム又は前記デジタル信号は、前記記録媒体に記録されて移送され、若しくは、前記ネットワーク等を経由して移送され、独立した他のコンピュータシステムにおいて実施されるときもよい。

(2) 実施の形態1に係るメモリ管理装置は、一定時間毎に行われるキャッシュフラッシュ及びTLB更新処理において、キャッシュアクセス頻度指標のピーク値をそのキャッシュデータが属する論理ページのアクセス頻度指標に保持させると共に、全てのキャッシュデータを一斉に無効化している。

【0103】

この意義は、ピーク値を求めるための期間を一定にすることによって、各キャッシュデータについて各回に求められたピーク値を、相互に直接比較可能とすることにある。

別法として、キャッシュフラッシュ及びTLB更新処理において、キャッシュデータのキャッシュメモリへの滞在時間に応じてキャッシュアクセス頻度指標を正規化し、当該正規化後のキャッシュアクセス頻度指標のピーク値を用いることが考えられる。

【0104】

ここで、滞在時間に応じた正規化とは、キャッシュアクセス頻度指標値を前述した通常動作期間の長さ、つまり、当該キャッシュアクセス頻度指標値が計数対象となっていた時間で除算することをいう。

この場合、各回にキャッシュデータ毎に異なる長さの期間について取得された正規化ピーク値が相互に比較可能となるので、全てのキャッシュデータを一齐に無効化する必要がなくなり、アクセス回数の絶対数の削減に寄与する。

(3) 実施の形態3に係るメモリ管理装置において、各プログラムルーチンの入口アドレスを代表論理アドレスとする例を示した。

【0105】

別法として、本メモリ管理装置での管理を前提として、各プログラムルーチンにおいて必ず実行される命令を設け、当該命令のアドレスを代表論理アドレスとしてもよいし、各プログラムルーチン内に繰り返し処理が含まれる場合には、当該繰り返し処理の1回毎に必ず実行される命令を設け、当該命令のアドレスを代表論理アドレスとすることも考えられる。

(4) 実施の形態4に係るメモリ管理装置において、別法として、キャッシュリプレースの際、最も小さいキャッシュアクセス頻度指標で示されるキャッシュデータ、即ち、所定単位時間内に見込まれるアクセスの残り回数か最も少ないキャッシュデータをリプレース対象としてもよい。

【0106】

この場合には、今後のアクセスが最も見込まれない、つまり、前記所定単位時間に見込まれるアクセスを最多消化したキャッシュデータがキャッシュメモリから追い出されるので、これによっても、キャッシュデータがキャッシュメモリに滞在する時間の均等化を図ることができる。

【0107】

【発明の効果】

(1) 本発明のメモリ管理装置は、論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を保持し、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモ

り管理装置であって、当該各物理ページはアクセスされると劣化し、当該各論理ページに関して、その論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を記憶しているアクセス頻度指標記憶手段と、当該各物理ページに関して、その劣化度を表す劣化指標を記憶している劣化指標記憶手段と、第1の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに対応する第1の物理ページの内容と、第2の基準を満たす劣化指標で示される第2の物理ページの内容とを入れ替えると共に、該当する対応情報を変更することにより当該第1の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに当該第2の物理ページを対応付ける劣化均等化手段とを備える。

【0108】

また、前記各物理ページは強誘電体メモリによって実現されとしてもよい。

この構成によれば、アクセス頻度が高い論理ページに対応付けられていたために劣化が進行した物理ページは、アクセス頻度が比較的低い論理ページへ付け替えられると共に、当該アクセス頻度が高い論理ページには、当該劣化が進行した物理ページに代えて劣化が最も小さい物理ページが対応付けられる。これにより、特定の物理ページが突出して劣化することが回避され、劣化の均等化が図られる。

【0109】

当該メモリ管理装置は、前記付け替えの際、データを一括消去して空き物理ページを作れることをせず、物理ページに保持されているデータを有効な状態のまま入れ替えるので、ランダム書き換え可能な強誘電体メモリへの適用に特に好適である。

(2) また、前記メモリ管理装置は、さらに、所定数までの物理ページの内容の複製を、当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータとして物理ページ毎に記憶し、その後のアクセスによって当該キャッシュデータが更新された場合にのみ、更新後のキャッシュデータを元の物理ページへ書き戻すキャッシュ記憶手段と、物理ページの内容の複製がキャッシュデータとして当該キャッシュ記憶手段へ記憶されると当該物理ページに関する劣化指標に第1の値を加算し、更新後のキャッシュデータが当該物理ページへ書き戻されると当該劣化指標に第2

の値を加算する劣化指標更新手段とを備えてもよい。

【0 1 1 0】

この構成によれば、前記メモリ管理装置は、キャッシュ記憶手段を介して物理ページをアクセスするので、物理ページへのアクセスの絶対数が削減される。

これと同時に、物理ページ内の各部分は、2つのキャッシュフラッシュ動作の間に、アクセスされないか、読み出されるのみか、又は、読み出されかつ書き戻されるかの何れかとなるので、物理ページ内の特定部分が無制限にアクセスされることがなくなり、従って物理ページ内での劣化の偏在が緩和される。

【0 1 1 1】

また、物理ページに対する読み書きそれぞれの劣化度合いに応じた値を前記劣化指標に加算するので、物理ページの劣化度合いが、読み書きそれぞれのアクセスに応じて異なる場合にも、その劣化度合いを正確に表示できる。

(3) また、前記劣化指標更新手段は、前記キャッシュデータが無効化されるか又は他の物理ページの内容で置き換えられることとなった時点で、前記キャッシュデータが更新されていれば前記劣化指標に前記第1の値と前記第2の値との合算値を加算し、更新されていなければ前記劣化指標に前記第1の値を加算してもよい。

【0 1 1 2】

この構成によれば、前記劣化指標の更新回数が削減される。

(4) また、前記メモリ管理装置は、さらに、物理ページの内容がキャッシュデータとして前記キャッシュ記憶手段へ記憶されると当該物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標に前記第1の値を加算し、更新後のキャッシュデータが当該物理ページへ書き戻されると当該アクセス頻度指標に前記第2の値を加算するアクセス頻度指標更新手段を備えてもよい。

【0 1 1 3】

また、前記アクセス頻度指標更新手段は、前記キャッシュデータが無効化されるか又は他の物理ページの内容で置き換えられることとなった時点で、前記キャッシュデータが更新されていれば前記アクセス頻度指標に前記第1の値と前記第2の値との合算値を加算し、更新されていなければ前記アクセス頻度指標に前記

第1の値を加算してもよい。

【0114】

この構成によれば、論理ページのアクセス頻度が時間的に変動すると、新たにアクセス頻度が高くなった論理ページに関してアクセス頻度指標が大きくなる。この結果、当該新たな論理ページに劣化が最も小さい物理ページが対応付けられる。従って、この構成は、物理ページ間の劣化を均等化するために、アクセス頻度の時間変動を考慮すべき場合に好適である。

(5) また、前記キャッシュ記憶手段は、さらに、前記各キャッシュデータに対するアクセスの頻度を表すキャッシュアクセス頻度指標としてその初期値0をキャッシュデータ毎に記憶し、前記メモリ管理装置は、さらに、キャッシュデータがアクセスされると、当該アクセスされたキャッシュデータに関するキャッシュアクセス頻度指標を増加させるキャッシュアクセス頻度指標更新手段と、キャッシュデータの複製元の物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標よりも、当該キャッシュデータに関するキャッシュアクセス頻度指標が大きいかな否かを判断し、大きいと判断された場合、当該キャッシュアクセス頻度指標で当該アクセス頻度指標を更新するアクセス頻度指標更新手段とを備えてもよい。

【0115】

また、前記アクセス頻度指標更新手段は、一定時間毎に、前記判断を行い、かつ前記キャッシュアクセス頻度指標を0に変更してもよい。

この構成によれば、前記メモリ管理装置は、アクセス頻度指標に論理ページ毎のアクセス頻度のピーク値を保持するので、一旦高いピーク値が出た論理ページには、劣化が最も小さい物理ページが、永続的に対応付けられることとなる。

【0116】

この構成は、長期的に見て特定の論理ページにアクセスが偏る場合に好適であり、アクセス頻度の短期的な変動を無視して、当該論理ページに劣化が最も小さい物理ページを割り当てることができる。

(6) また、前記アクセス頻度指標更新手段は、前記キャッシュデータの前記キャッシュ記憶手段における滞在時間に応じて前記キャッシュアクセス頻度指標を正規化し、前記アクセス頻度指標よりも当該正規化後のキャッシュアクセス頻度

指標が大きいかな否かを判断し、大きいと判断された場合、当該正規化後のキャッシュアクセス頻度指標で前記アクセス頻度指標を更新してもよい。

【0117】

この構成によれば、キャッシュデータ毎に異なる滞在時間についてキャッシュアクセス頻度のピーク値が取得されたとしても、正規化されたピーク値によって相互比較が可能となる。

従って、ピーク値の相互比較を目的として各キャッシュデータの滞在時間を一定に揃える必要がなくなるので、例えば実施の形態で述べたキャッシュデータを一斉に無効化する処理が不要となり、アクセス回数の絶対数削減に寄与する。

(7) また、前記各論理ページについて、その代表論理アドレスが一つ定められており、前記メモリ管理装置は、さらに、代表論理アドレスを指定したアクセス要求を検出する検出手段と、当該アクセス要求が検出されると、当該アクセス要求に指定されている代表論理アドレスで示される論理ページに対応する物理ページに関する劣化指標を増加させる劣化指標更新手段と、当該アクセス要求が検出されると、当該アクセス要求に指定されている代表論理アドレスで示される論理ページに関するアクセス頻度指標を増加させるアクセス頻度指標更新手段とを備えてもよい。

【0118】

また、前記代表論理アドレスは、それぞれの論理ページがアクセスされる場合に必ずアクセスされる論理アドレスに定められているとしてもよい。

この構成によれば、実施の形態3で述べた制約の下で、キャッシュ記憶手段を用いない小規模な構成によって、物理ページの劣化を均等化することができる。

(8) 本発明のメモリ管理装置は、論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を保持し、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理装置であって、当該各物理ページはアクセスされると劣化し、当該各論理ページに関して、その論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を記憶しているアクセス頻度指標記憶手段と、当該各物理ページに関し

て、その劣化度を表す劣化指標を記憶している劣化指標記憶手段と、所定数までの物理ページの各々について、その内容の複製であって当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータと、当該物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標の複製である複製頻度指標とを対応付けて記憶するキャッシュ記憶手段と、キャッシュデータに対応する複製頻度指標よりも、新たな物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標が大きい場合にのみ、当該キャッシュデータを当該新たな物理ページの内容で置き換える劣化均等化手段とを備える。

【0119】

また、前記メモリ管理装置は、さらに、キャッシュデータがアクセスされると、当該アクセスされたキャッシュデータに関する複製頻度指標を減少させる複製頻度指標更新手段を備えてもよい。

また、前記各物理ページは強誘電体メモリによって実現されるとしてもよい。

この構成によれば、前記メモリ管理装置は、キャッシュリプレースの際、新規にキャッシュされるべきデータよりもアクセス頻度が少ないキャッシュデータをリプレースする。これにより、各キャッシュデータの滞在時間が均等化されるので、対応する各物理ページに対するアクセス頻度が均等化され、従って、当該各物理ページの劣化が均等化される。

(9) 本発明のメモリ管理方法は、論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を用いて、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理方法であって、当該各物理ページはアクセスされると劣化し、当該メモリ管理方法は、さらに、当該各論理ページに関してその論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標と、当該各物理ページに関してその劣化度を表す劣化指標とを用いて行われ、所定数までの物理ページの内容の複製を、当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータとして物理ページ毎に記憶し、その後当該アクセスによって当該キャッシュデータが更新された場合にのみ、更新後のキャッシュデータを元の物理ページへ書き戻すキャッシュ管理ステ

ップと、物理ページの内容の複製がキャッシュデータとして記憶されると当該物理ページに関する劣化指標に第 1 の値を加算し、更新後のキャッシュデータが当該物理ページへ書き戻されると当該劣化指標に第 2 の値を加算する劣化指標更新ステップと、第 1 の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに対応する第 1 の物理ページの内容と、第 2 の基準を満たす劣化指標で示される第 2 の物理ページの内容とを入れ替えると共に、該当する対応情報を変更することにより当該第 1 の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに当該第 2 の物理ページを対応付ける劣化均等化ステップとを含む。

【 0 1 2 0 】

この構成によれば、前記（１）及び（２）と同等効果を有する。

（１０）本発明のメモリ管理方法は、論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を用いて、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理方法であって、当該各物理ページはアクセスされると劣化し、当該メモリ管理方法は、さらに、当該各論理ページに関してその論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標と、当該各物理ページに関してその劣化度を表す劣化指標とを用いて行われ、当該各論理ページについてその代表論理アドレスが一つ定められており、代表論理アドレスを指定したアクセス要求を検出する検出ステップと、当該アクセス要求が検出されると、当該アクセス要求に指定されている代表論理アドレスで示される論理ページに対応する物理ページに関する劣化指標を増加させる劣化指標更新ステップと、当該アクセス要求が検出されると、当該アクセス要求に指定されている代表論理アドレスで示される論理ページに関するアクセス頻度指標を増加させるアクセス頻度指標更新ステップと、第 1 の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに対応する第 1 の物理ページの内容と、第 2 の基準を満たす劣化指標で示される第 2 の物理ページの内容とを入れ替えると共に、該当する対応情報を変更することにより当該第 1 の基準を満たすアクセス頻度指標で示される論理ページに当該第 2 の物理ページを対応付ける劣化均等化ステップとを含む。

【0 1 2 1】

この構成によれば、前記（１）及び（７）と同等効果を有する。

（１１）本発明のメモリ管理方法は、論理アドレスの所定範囲を表す複数の論理ページの各々に物理的な記憶領域である複数の物理ページの一つを対応付ける対応情報を用いて、論理ページを指定したアクセス要求に応じて、当該指定された論理ページに当該対応情報によって対応付けられる物理ページをアクセスするメモリ管理方法であって、当該各物理ページはアクセスされると劣化し、当該メモリ管理方法は、さらに、当該各論理ページに関してその論理ページを指定したアクセス要求の頻度を表すアクセス頻度指標を用いて行われ、所定数までの物理ページの各々について、その内容の複製であって当該内容に代えてアクセスされるべきキャッシュデータと、当該物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標の複製である複製頻度指標とを対応付けて記憶するキャッシュ記憶ステップと、キャッシュデータに対応する複製頻度指標よりも、新たな物理ページに対応する論理ページに関するアクセス頻度指標が大きい場合にのみ、当該キャッシュデータを当該新たな物理ページの内容で置き換えるキャッシュリプレースステップとを含む。

【0 1 2 2】

この構成によれば、前記（８）と同等効果を有する。

【図面の簡単な説明】

【図 1】

メモリ管理装置を含むコンピュータシステムの構成を示す機能ブロック図である。

【図 2】

- （Ａ）コンピュータシステムの論理アドレス空間を示すアドレスマップである。
- （Ｂ）論理アドレスのビット構成の一例である。

【図 3】

- （Ａ）論理アドレス空間における強誘電体メモリ領域の詳細である。
- （Ｂ）強誘電体メモリの記憶領域の構成である。

【図 4】

キャッシュメモリの構成を示している。

【図 5】

T L B の構成を示している。

【図 6】

キャッシュフラッシュ及び T L B 更新処理を示す P A D である。

【図 7】

物理ページ入替処理を示す P A D である。

【図 8】

データ及び信号の時間変化を示したタイミングチャートである。

【図 9】

データ及び信号の時間変化を示したタイミングチャートである。

【図 1 0】

主要時刻における強誘電体メモリ各部へのアクセス累積回数である。

【図 1 1】

主要時刻における T L B の内容である。

【図 1 2】

キャッシュフラッシュ及び T L B 更新処理を示す P A D である。

【図 1 3】

データ及び信号の時間変化を示したタイミングチャートである。

【図 1 4】

データ及び信号の時間変化を示したタイミングチャートである。

【図 1 5】

主要時刻における強誘電体メモリ各部へのアクセス累積回数である。

【図 1 6】

主要時刻における T L B の内容である。

【図 1 7】

メモリ管理装置を含むコンピュータシステムの構成を示す機能ブロック図である。

【図 1 8】

強誘電体メモリ領域におけるプログラムルーチンの配置例である。

【図 1 9】

T L B の構成を示している。

【図 2 0】

T L B に保持されるアクセス頻度指標の一例である。

【図 2 1】

リプレース対象決定処理示す P A D である。

【図 2 2】

データの時間変化を示したタイミングチャートである。

【図 2 3】

決定回路の構成を示すブロック図である。

【図 2 4】

従来のメモリ管理方法を示している。

【符号の説明】

- 1 0 メモリ管理装置
- 1 1 制御回路
- 1 2 キャッシュメモリ
- 1 3 T L B
- 2 0 C P U
- 3 0 R A M
- 4 0 R O M
- 5 0 強誘電体メモリ
- 6 1 論理アドレスバス
- 6 2 論理データバス
- 7 1 物理アドレスバス
- 7 2 物理データバス
- 8 0 C D - R O M I / F
- 8 1 C D - R O M
- 9 0 メモリ管理装置

9 1	制御回路
9 3	T L B
1 0 0	コンピュータシステム
1 1 0	決定回路
1 1 1 ~ 1 1 4	比較器
1 1 5 ~ 1 1 7	ゲート
1 2 0	メモリ部
1 2 1	論理ページアドレス欄
1 2 2	バリッドビット欄
1 2 3	アクセス頻度指標欄
1 2 3	ダーティビット欄
1 2 4	キャッシュアクセス頻度指標欄
1 2 5	キャッシュデータ欄
1 3 0	バッファ
1 3 1	物理ページアドレス欄
1 3 2	劣化指標欄
1 3 3	アクセス頻度指標欄
1 3 9	デコーダ
2 0 0	コンピュータシステム
6 0 0	論理アドレス空間
6 1 0	強誘電体メモリ領域
6 2 0	キャッシュ直接アクセス領域
6 3 0	T L B 直接アクセス領域
6 4 0	R O M 領域
6 5 0	R A M 領域
9 3 0	バッファ
9 3 2	劣化指標欄
9 3 3	アクセス頻度指標欄
9 3 4	代表論理アドレス欄

9 3 5 比較回路

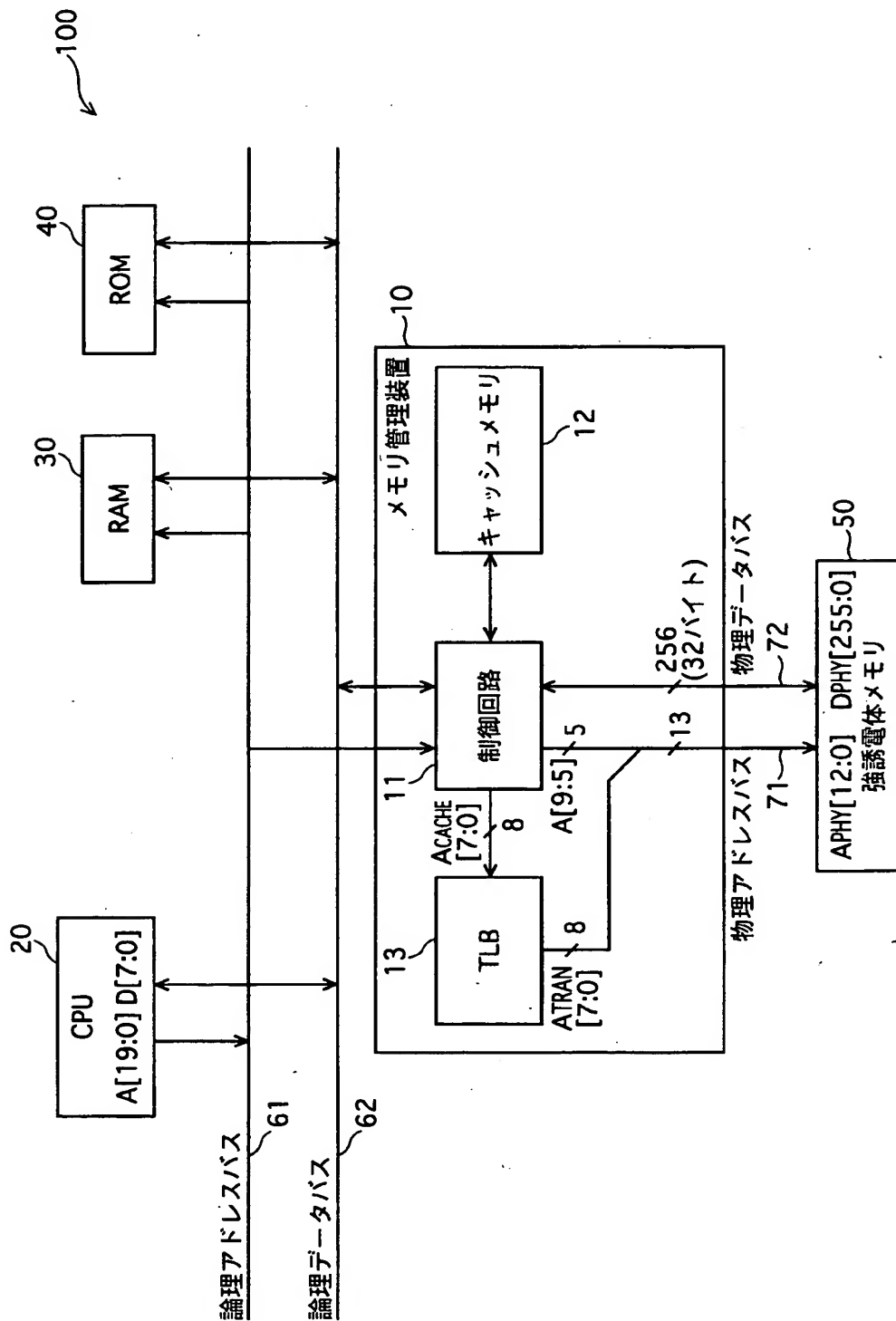
9 3 9 デコーダ

9 3 5 1 ~ 9 3 5 4 比較器

【書類名】

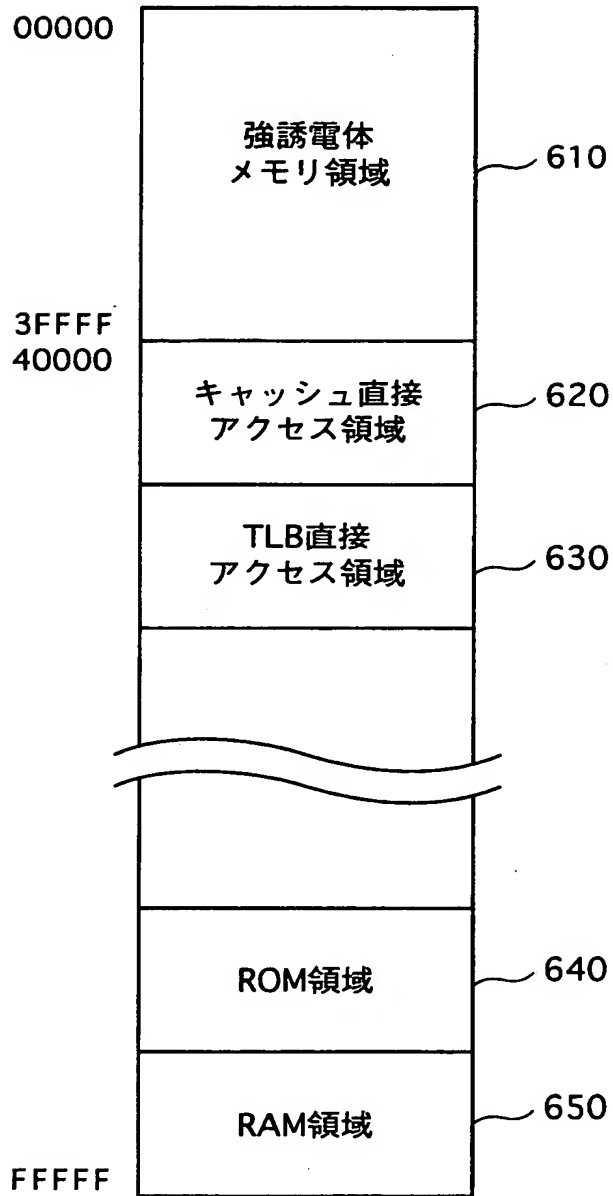
図面

【図 1】

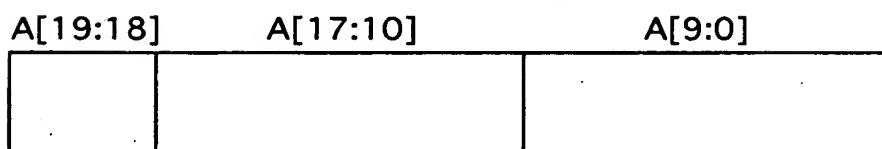


【図 2】

(A)論理アドレス空間 600

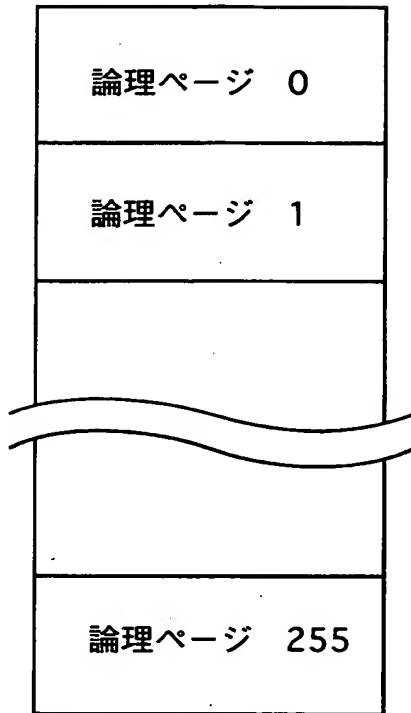


(B)論理アドレスビット構成

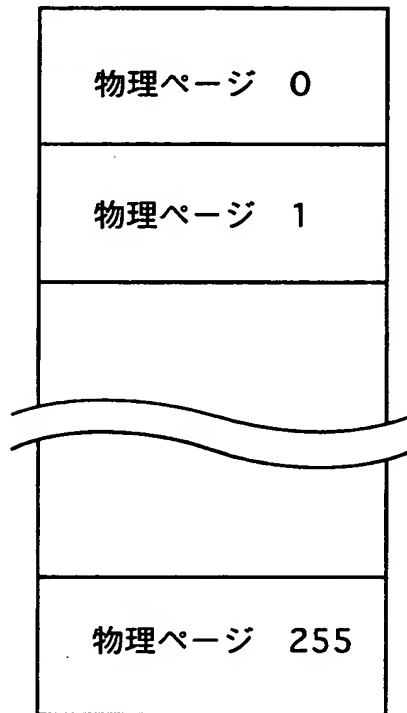


【図 3】

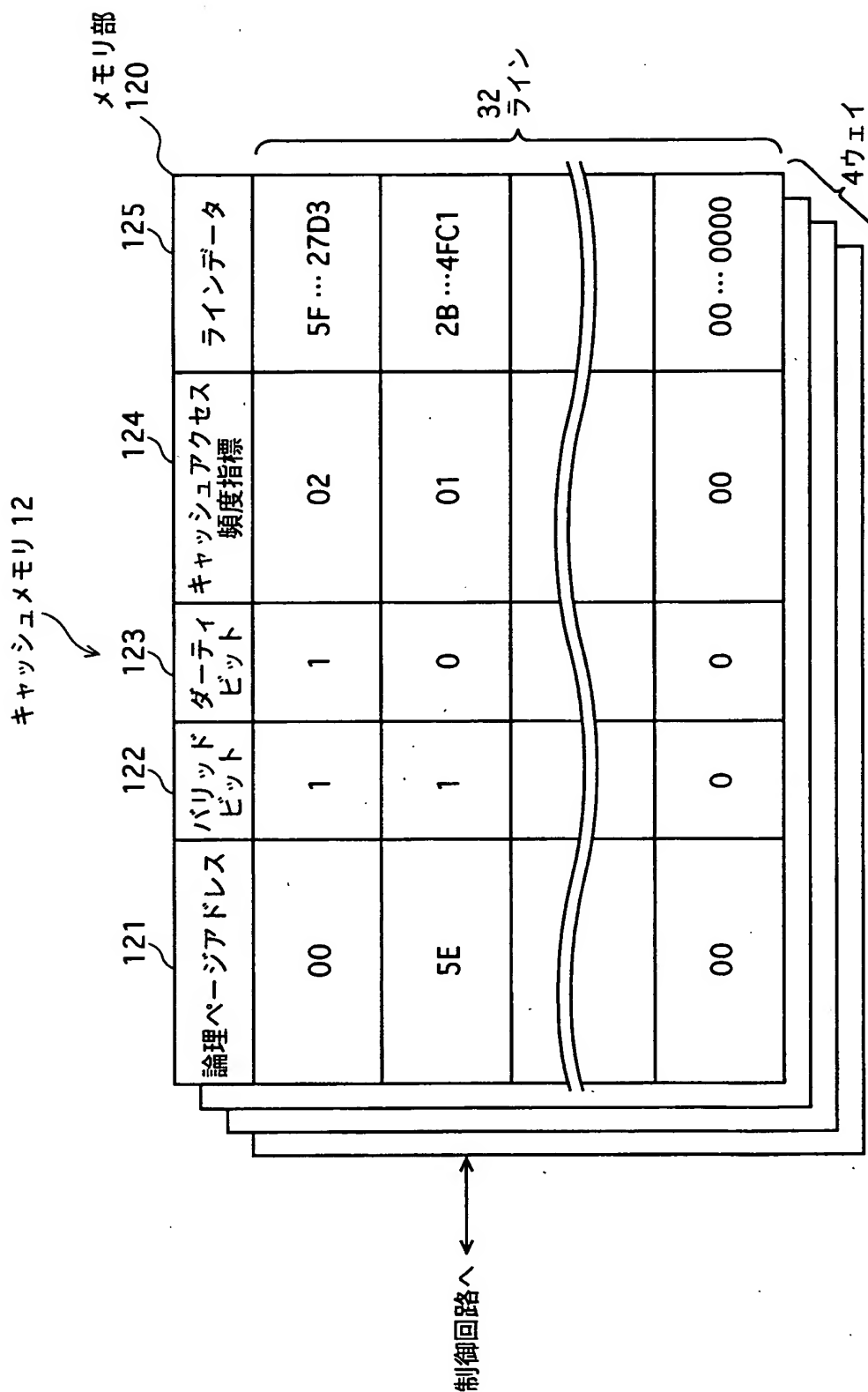
(A) 強誘電体メモリ
論理アドレス領域 610



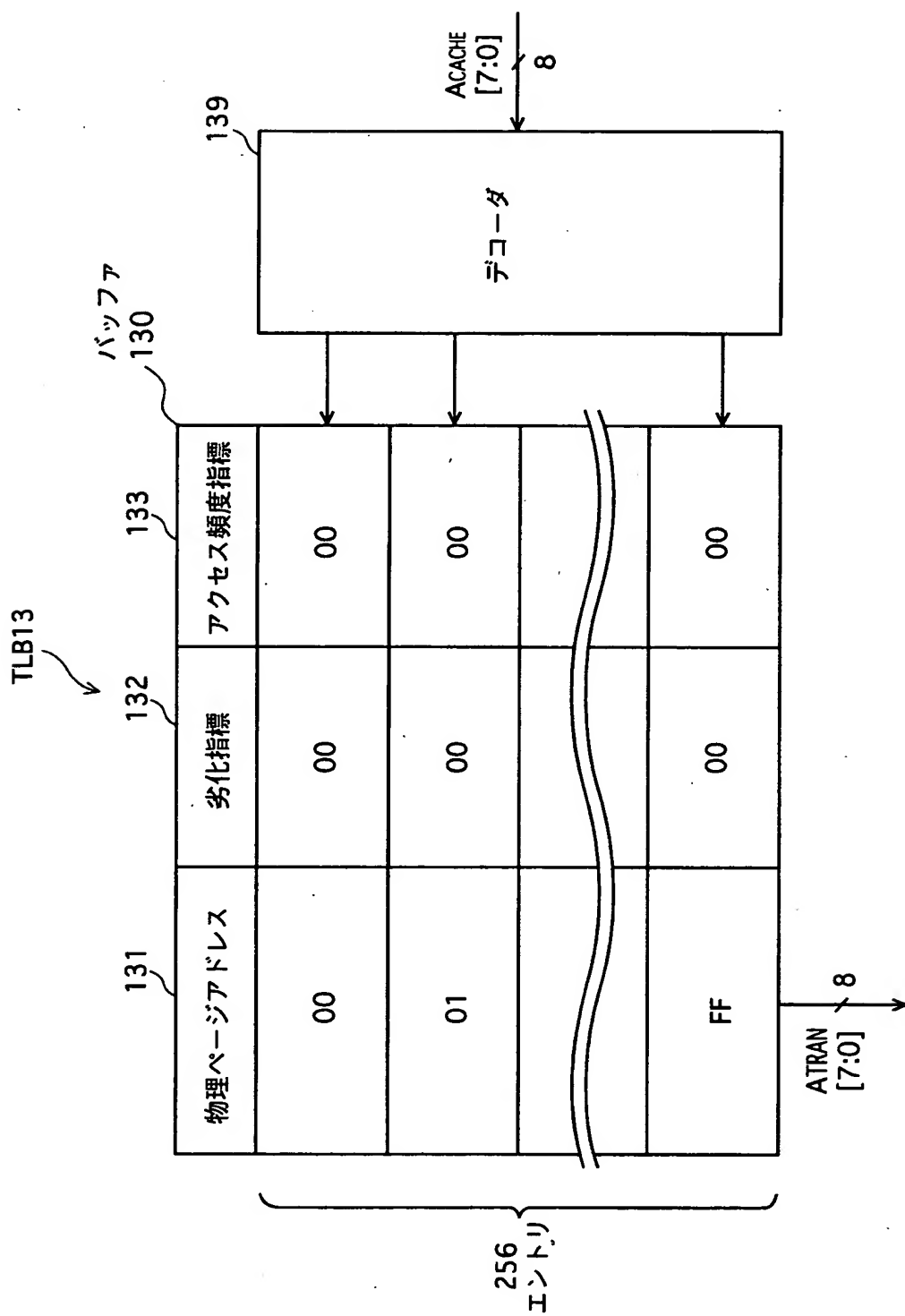
(B) 強誘電体メモリ
記憶領域 50



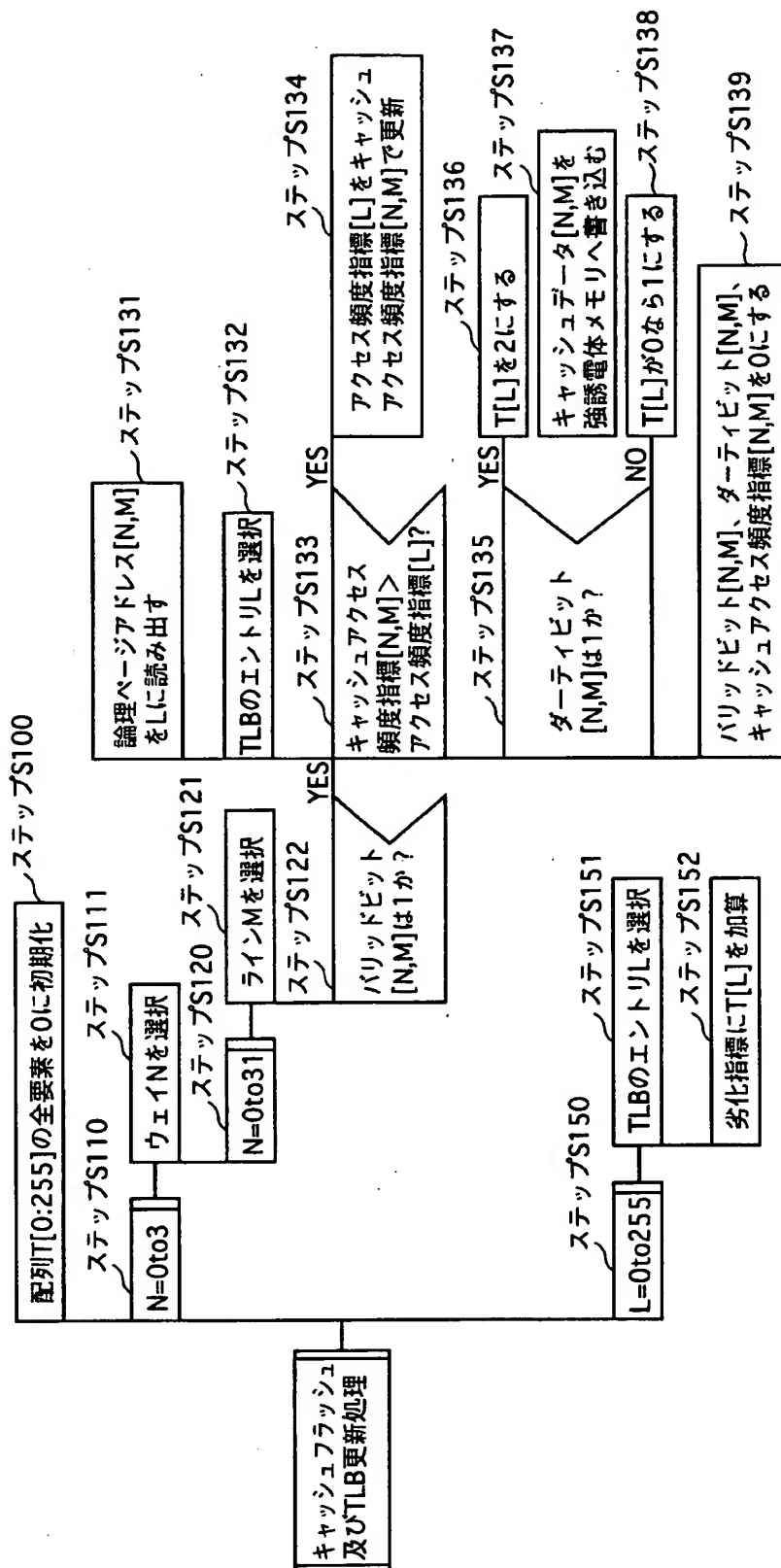
【図 4】



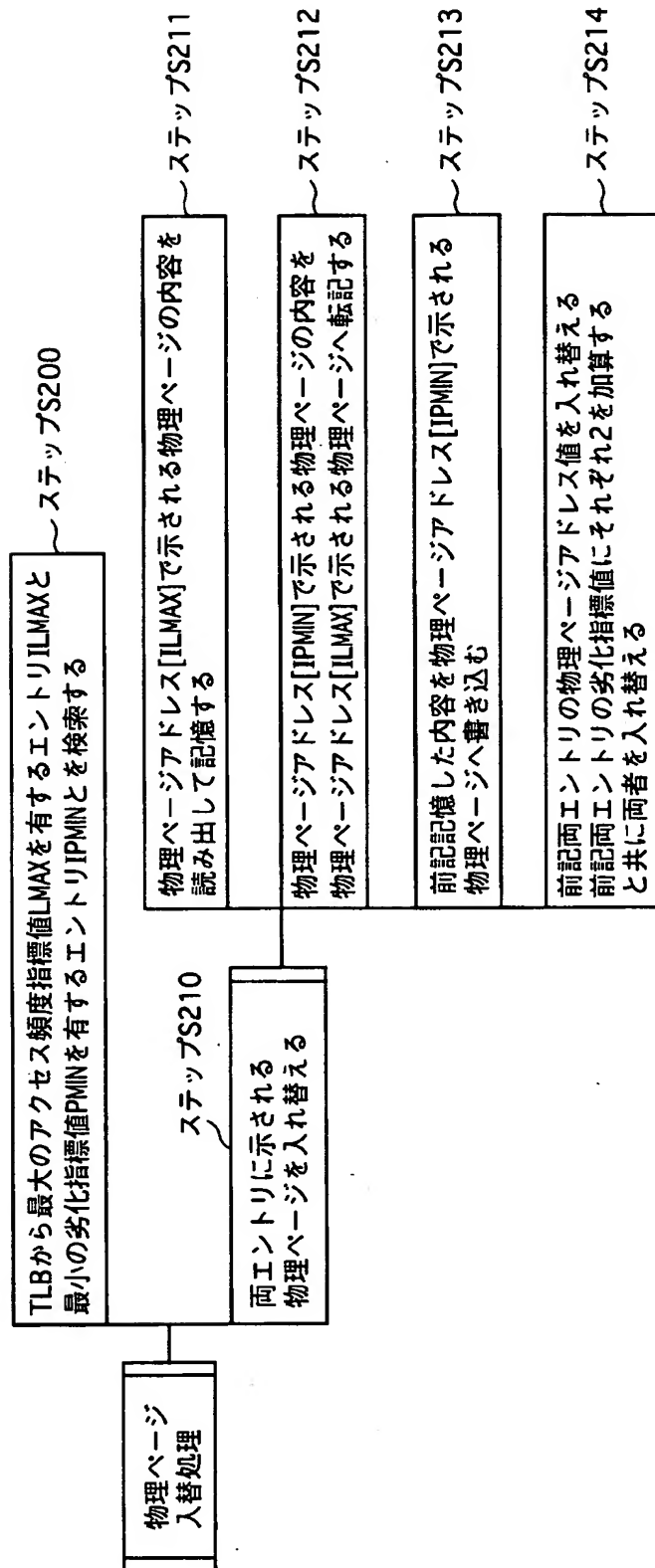
【図 5】



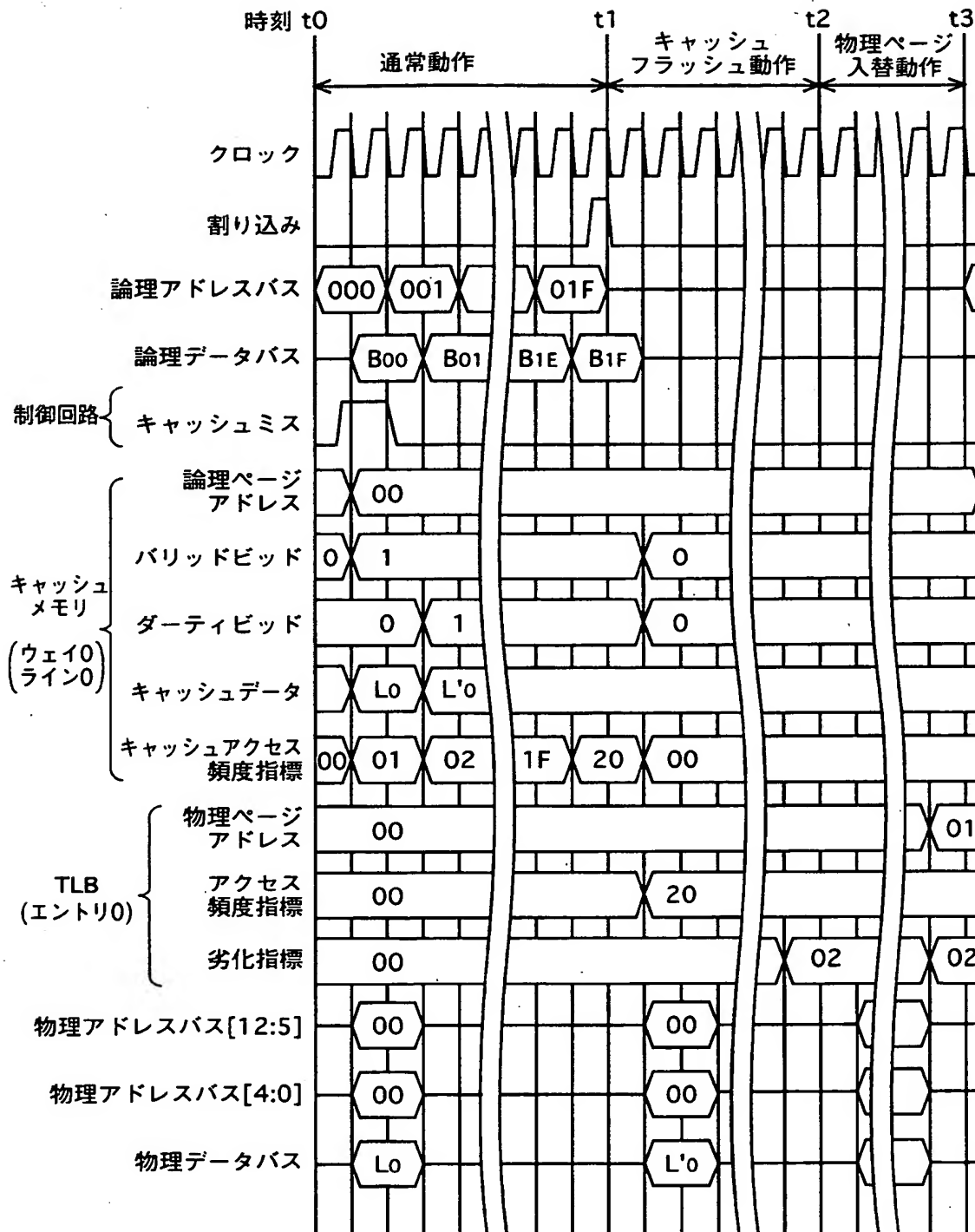
【図 6】



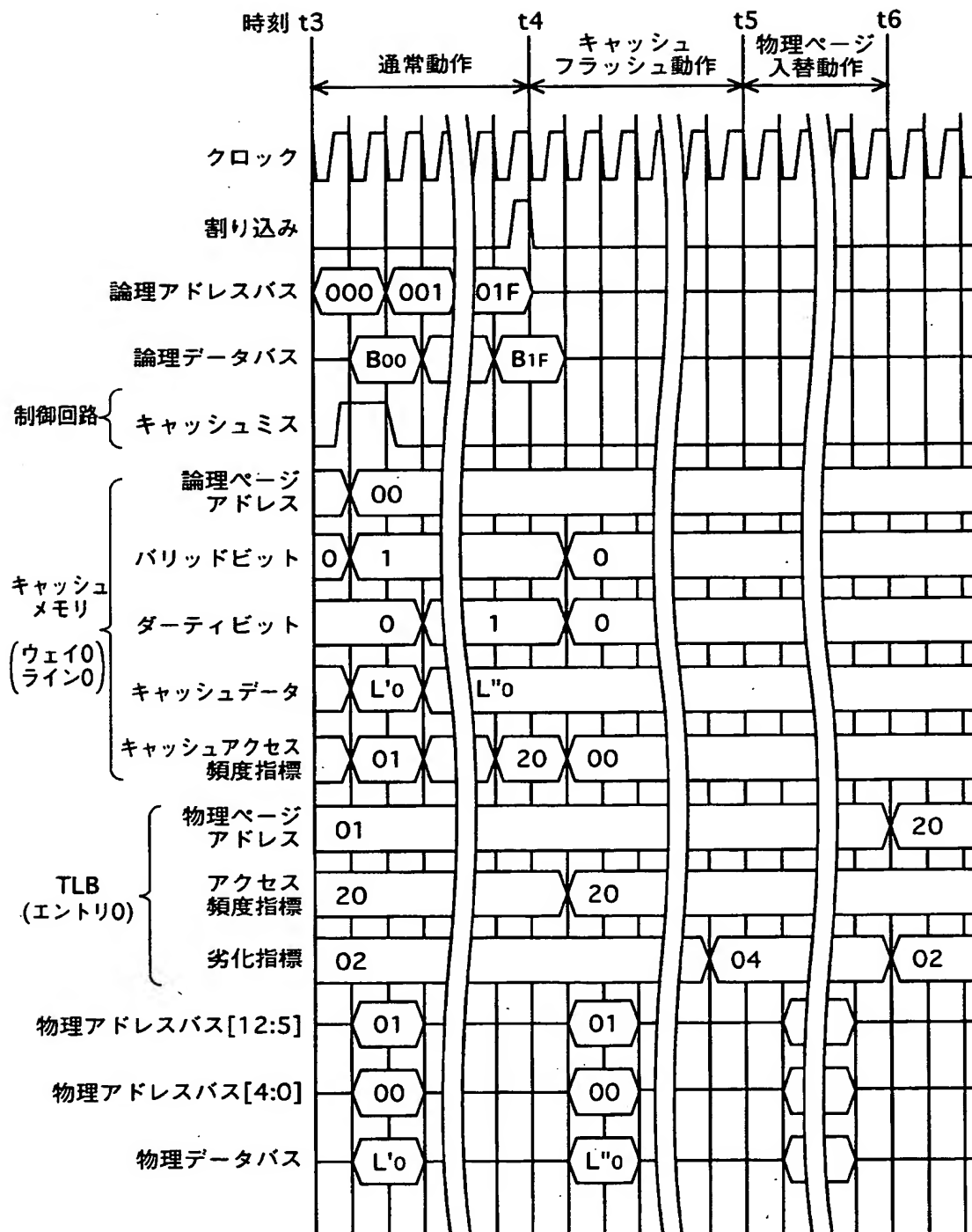
【図 7】



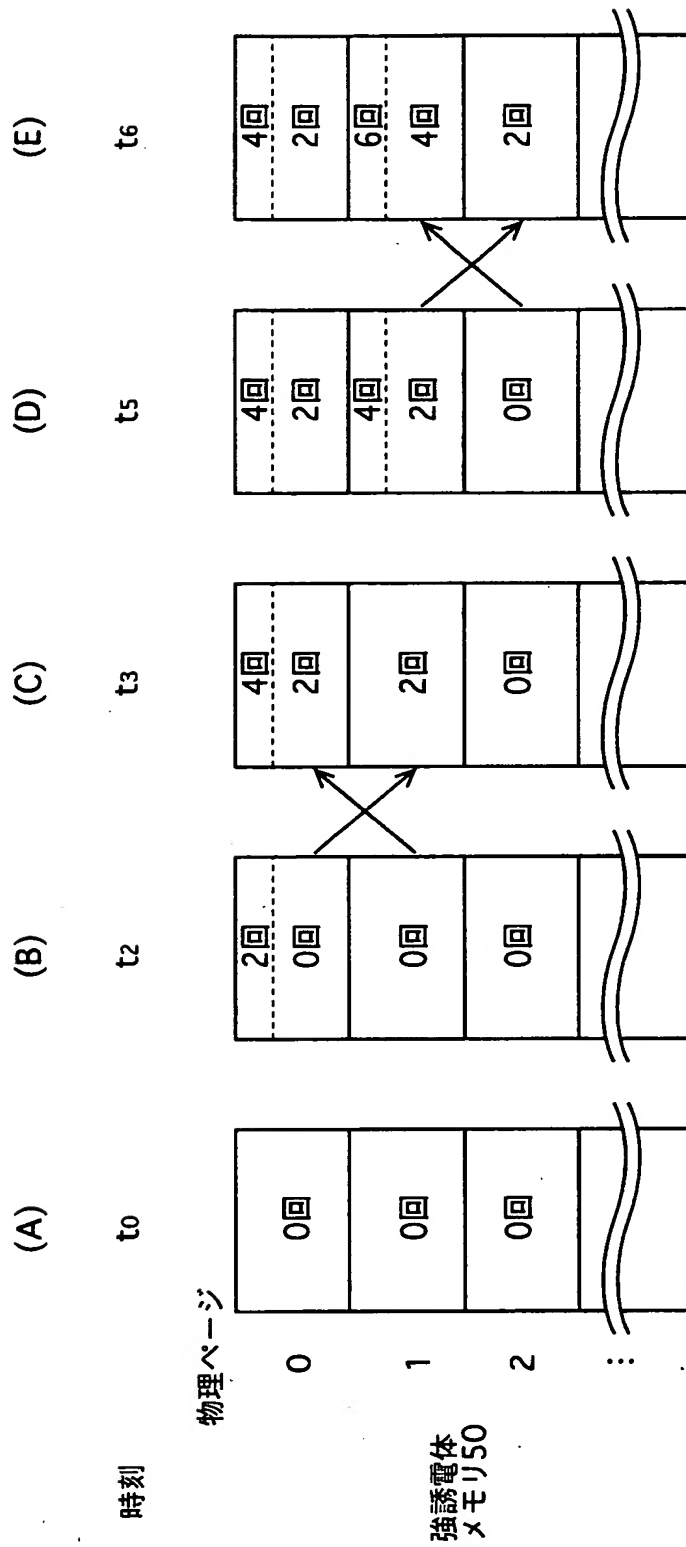
【図 8】



【図 9】



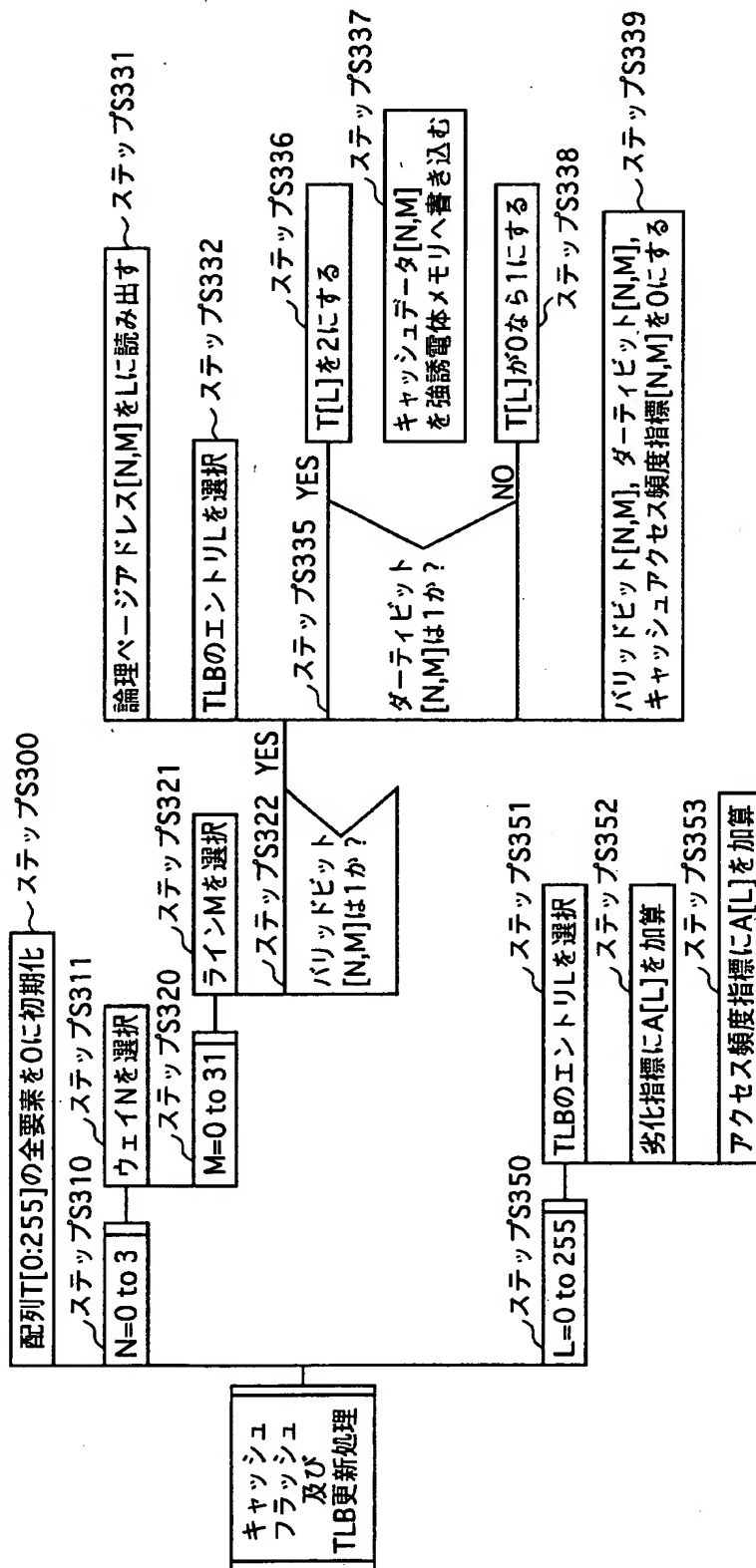
【図 10】



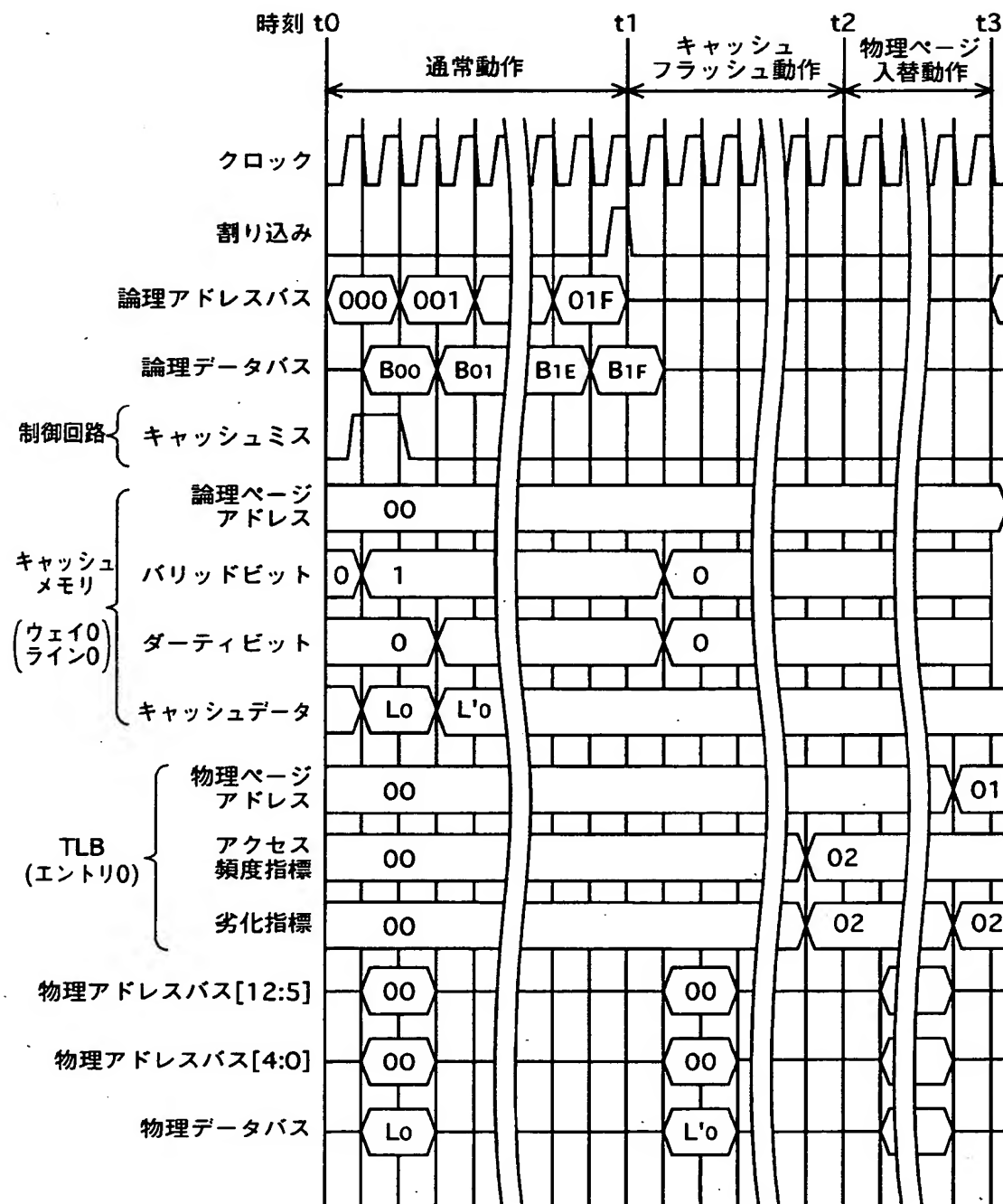
【図 11】

時刻	(A) t0			(B) t2			(C) t3			(D) t5			(E) t6		
	物理 アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標	物理 アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標	物理 アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標	物理 アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標	物理 アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標
エントリ	121	122	123												
0	0	0	0	0	2	20	1	2	20	1	4	20	2	2	20
TLB13 1	1	0	0	1	0	0	0	4	0	0	4	0	0	4	0
2	2	0	0	2	0	0	2	0	0	2	0	0	1	6	0
⋮															

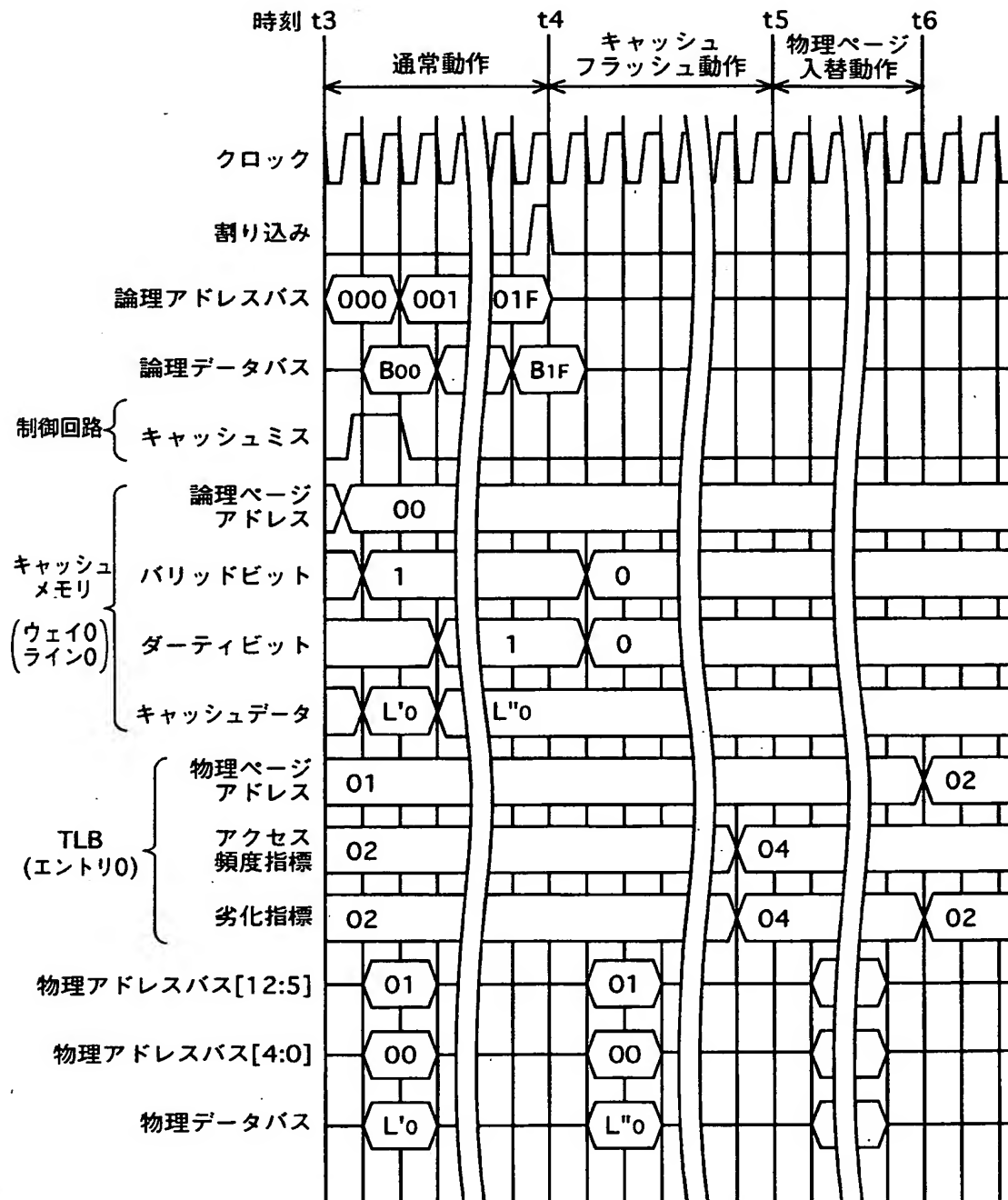
【図 12】



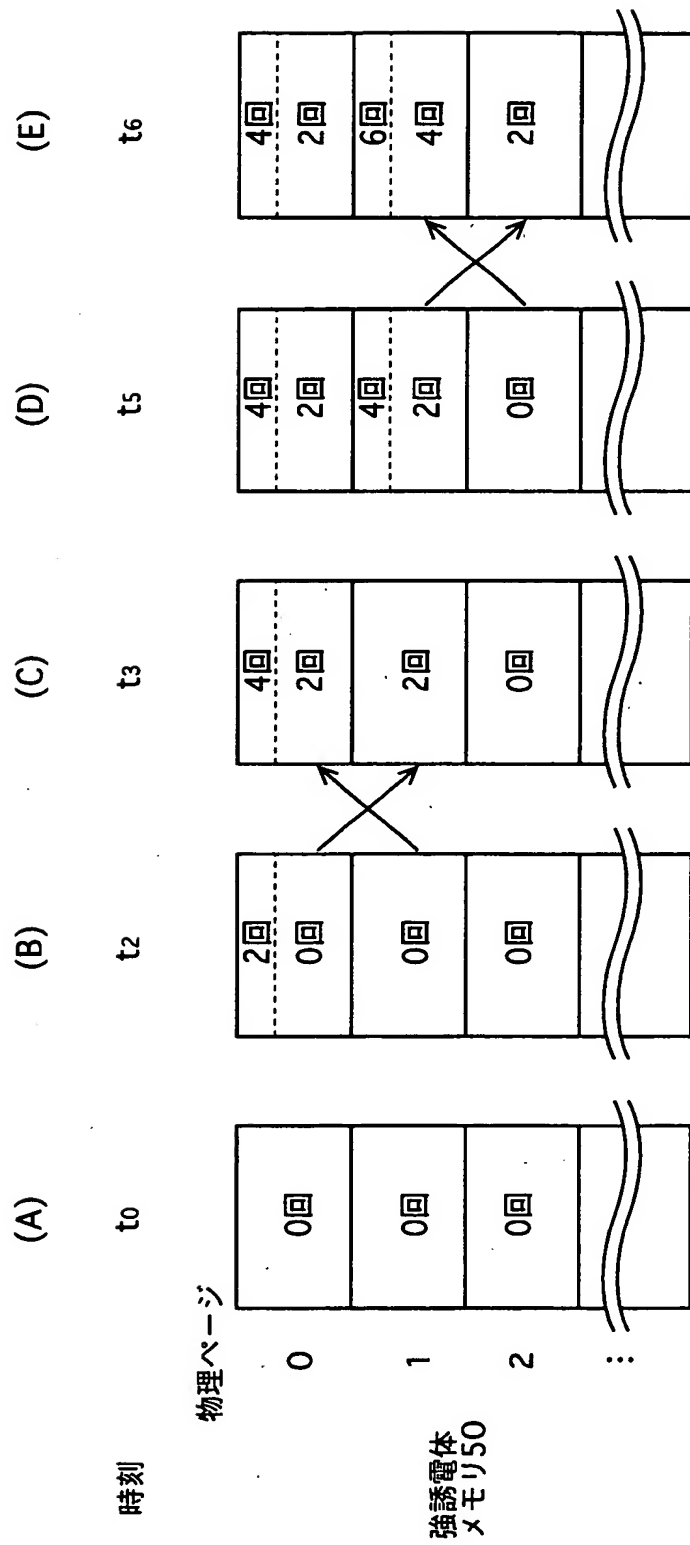
【図 13】



【図 1 4】



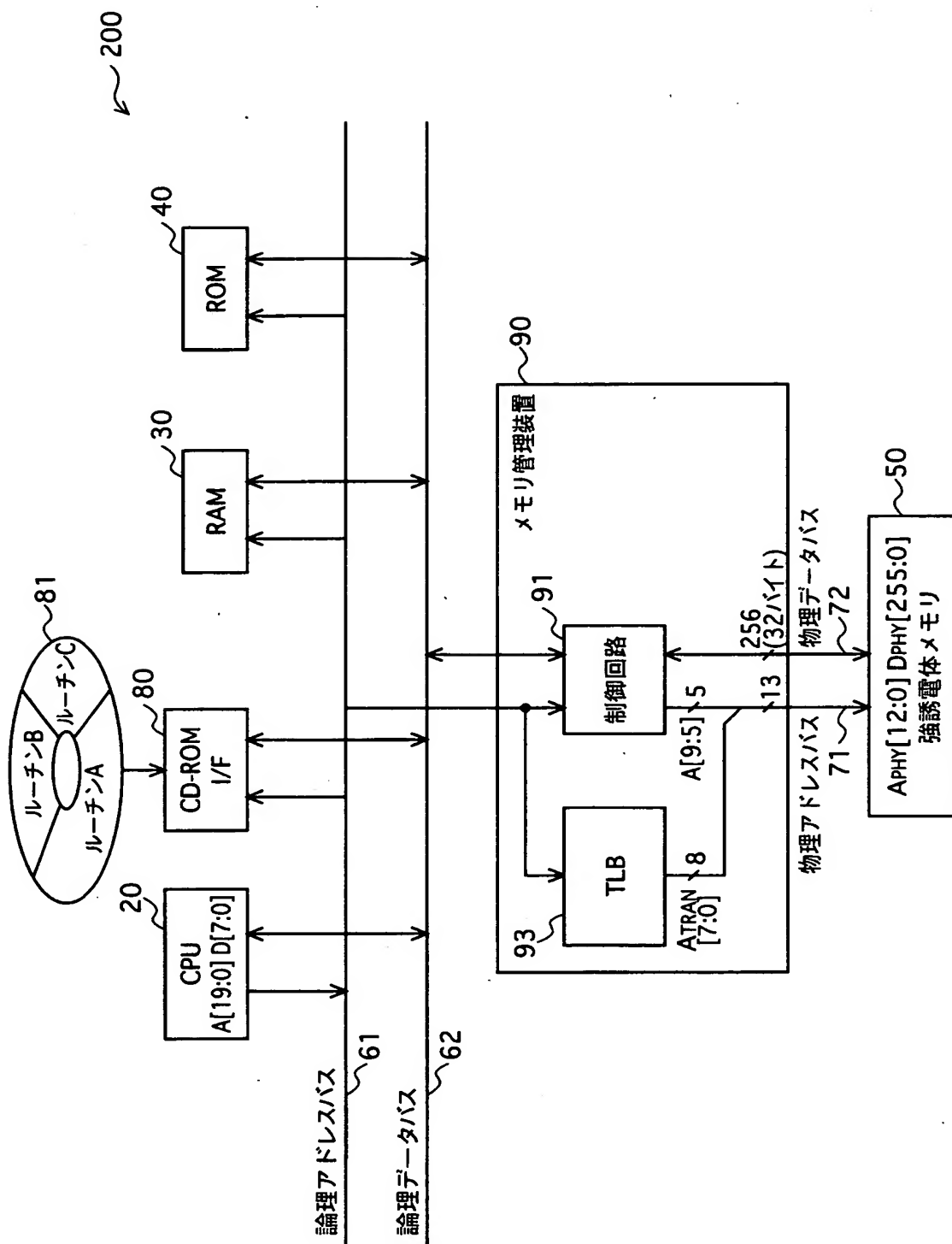
【図 15】



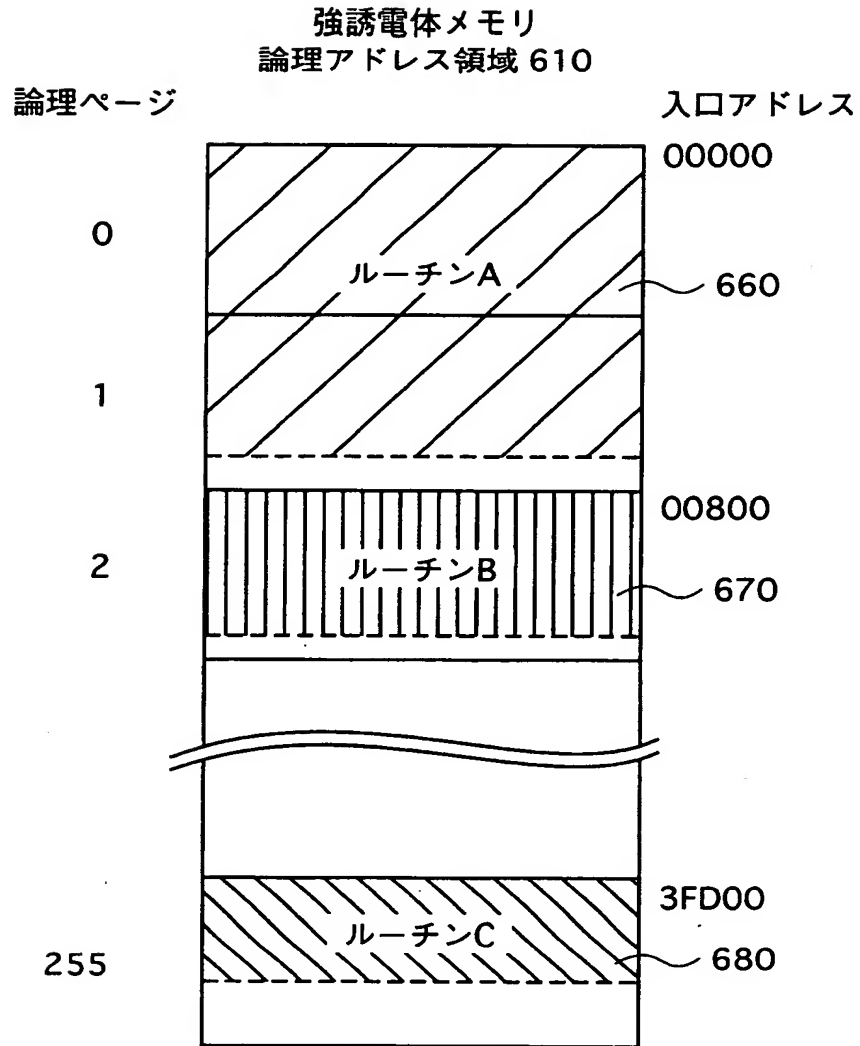
【図 16】

時刻	(A)				(B)				(C)				(D)				(E)			
	t0			121	t2			122	t3			123	t5			t6				
エントリ	物理 ページ アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標		物理 ページ アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標		物理 ページ アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標		物理 ページ アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標		物理 ページ アドレス	劣化 指標	アクセス 頻度 指標	
0	0	0	0		0	2	2		1	2	2		1	4	4		2	2	4	
TLB13 1	1	0	0		1	0	0		0	4	0		0	4	0		0	4	0	
2	2	0	0		2	0	0		2	0	0		2	0	0		1	6	0	
⋮																				

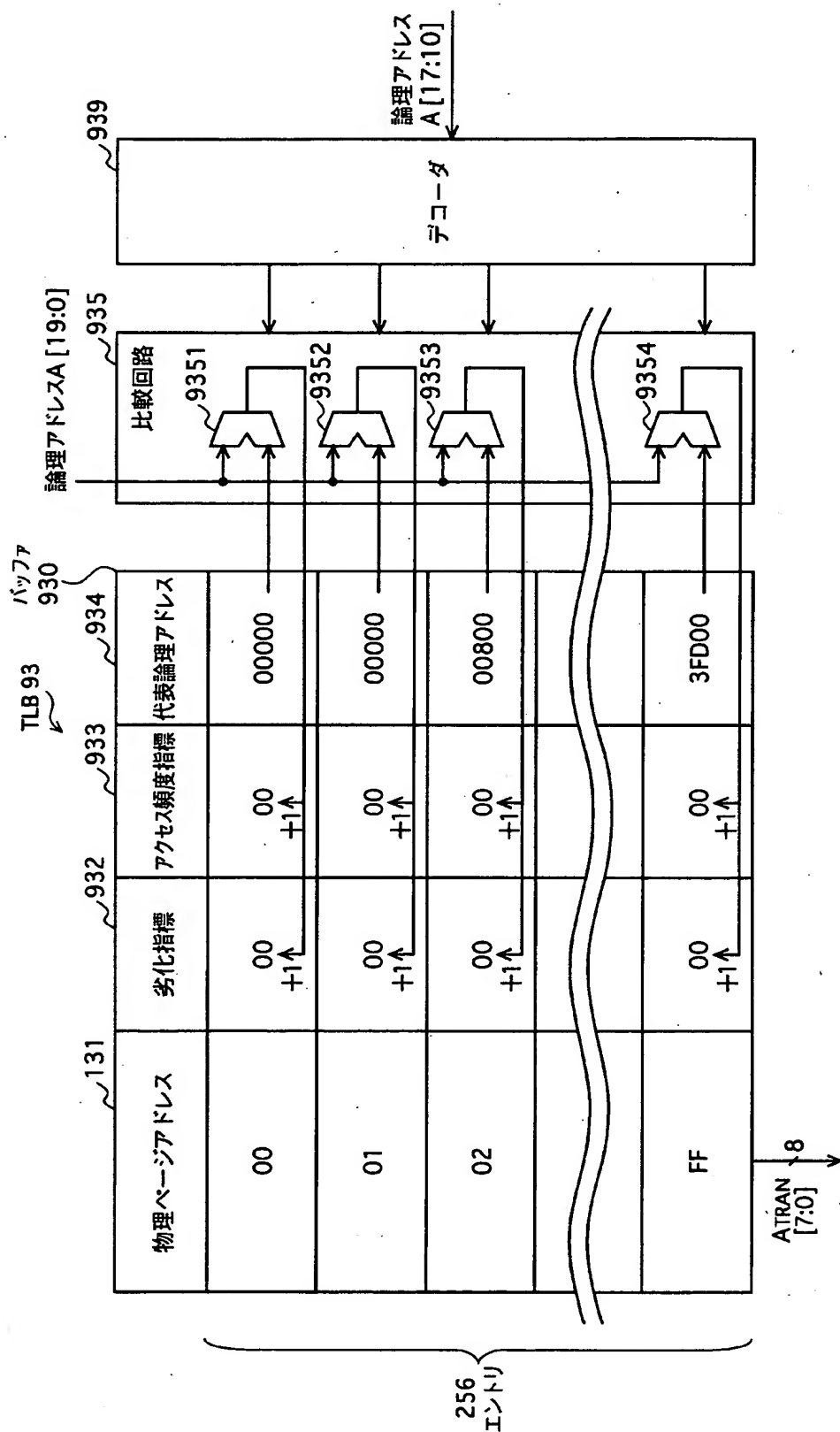
【図 17】



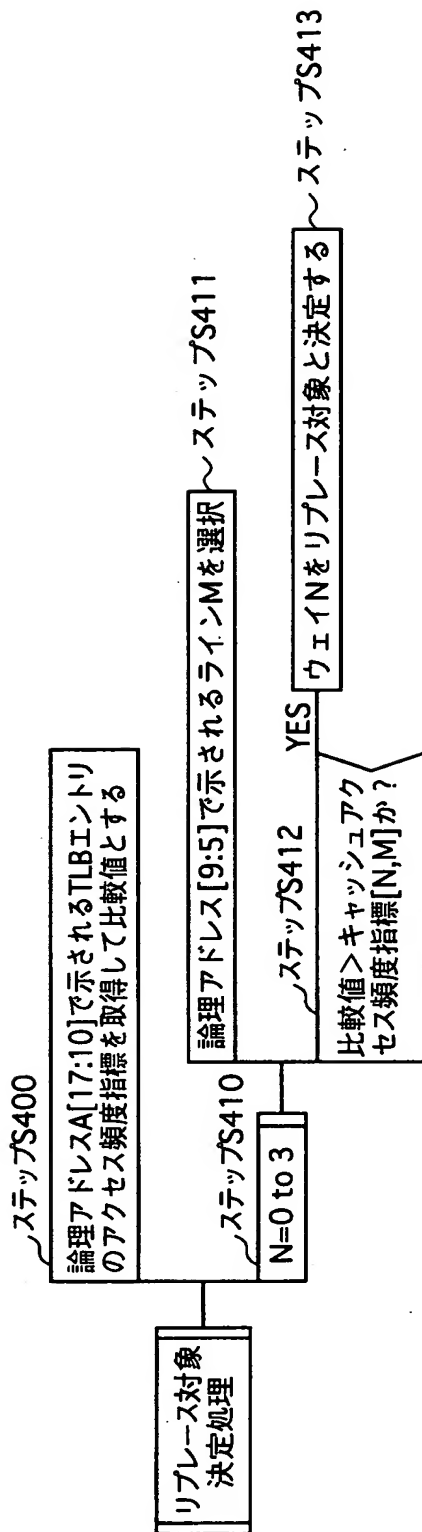
【図18】



【图 19】



【図 2 0】



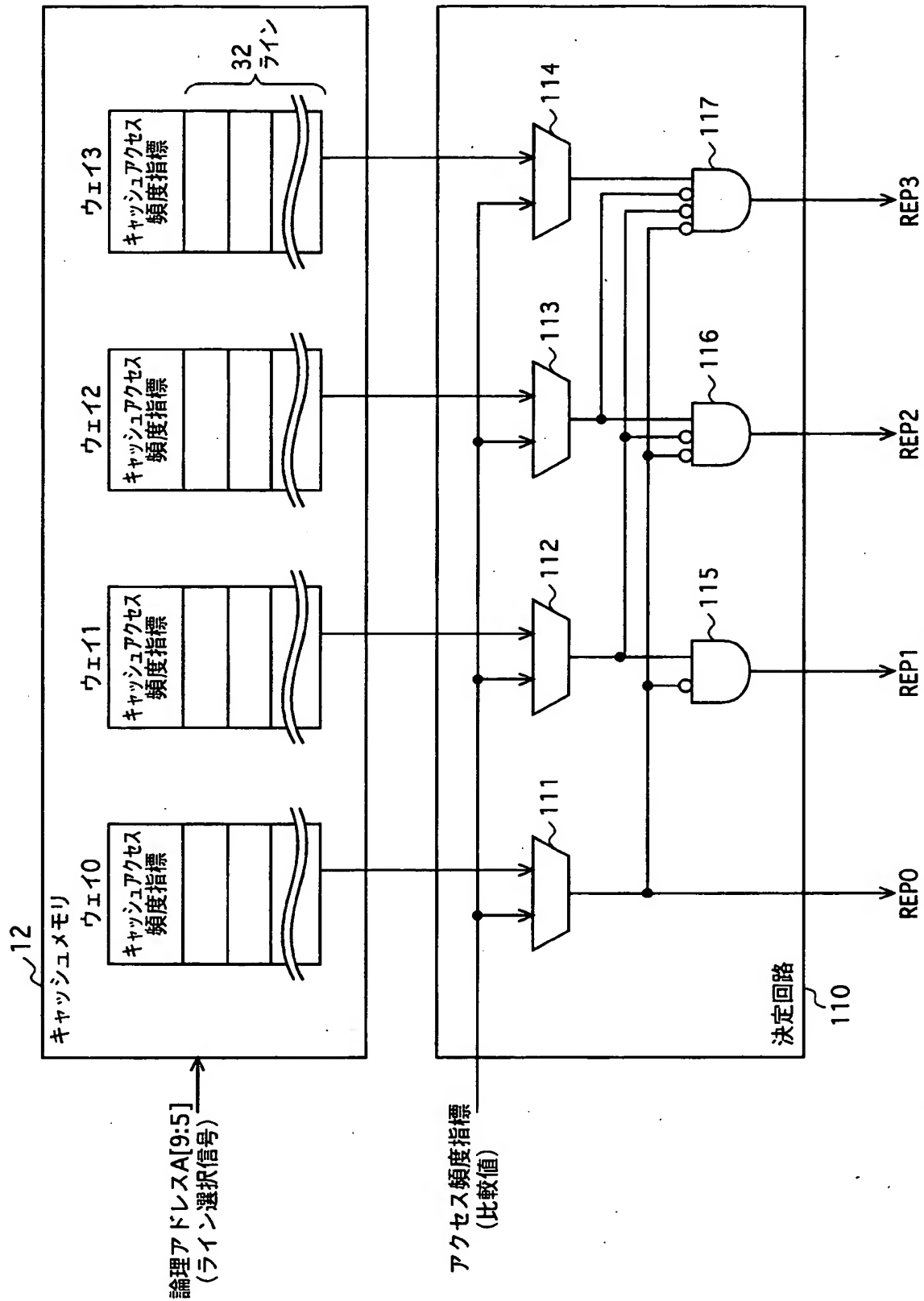
【図 2 1】

TLB 13

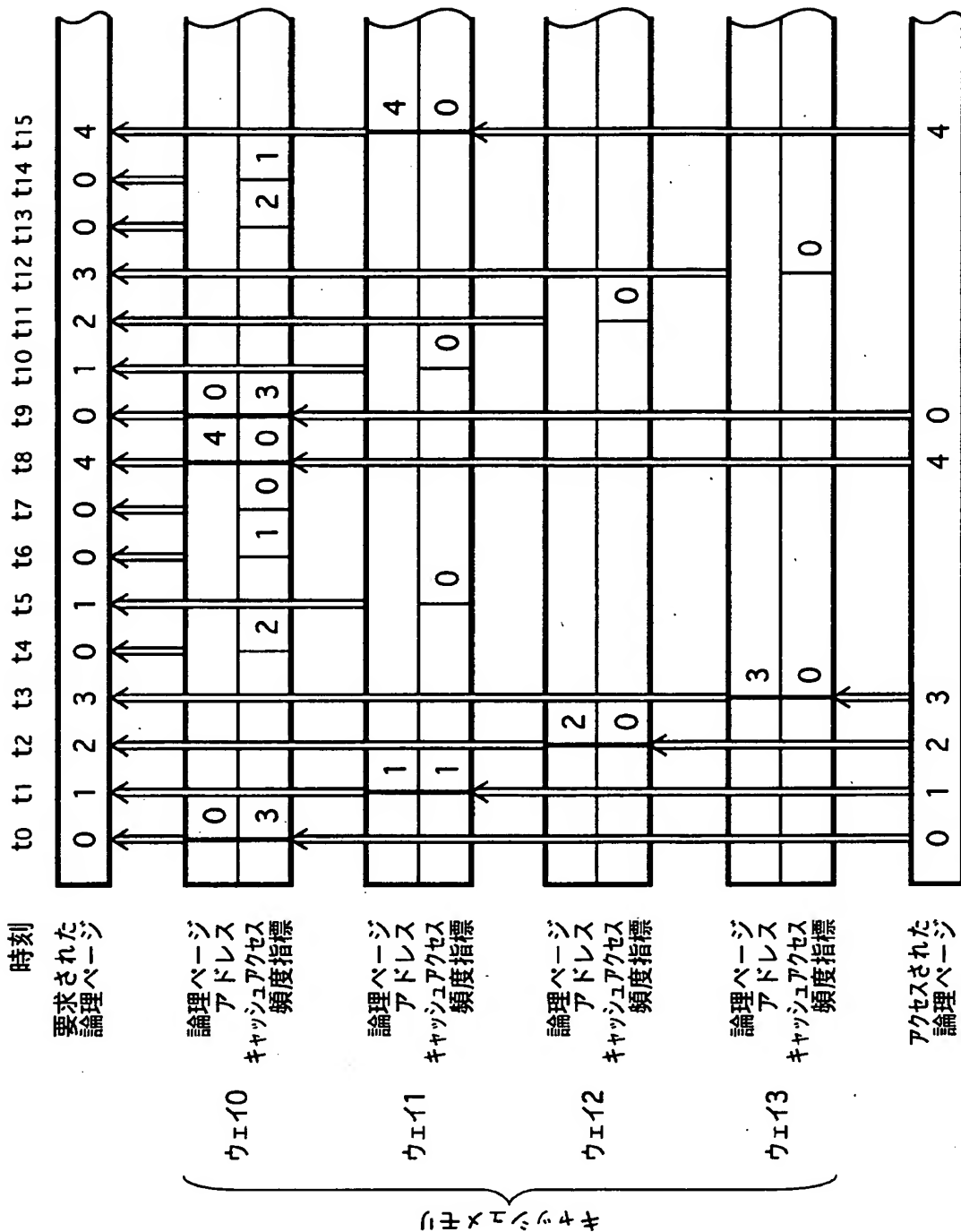
131 132 133

エントリ	物理ページアドレス	劣化指標	アクセス頻度指標
0	00	00	4
1	01	00	2
2	02	00	1
3	03	00	1
4	04	00	1
⋮			

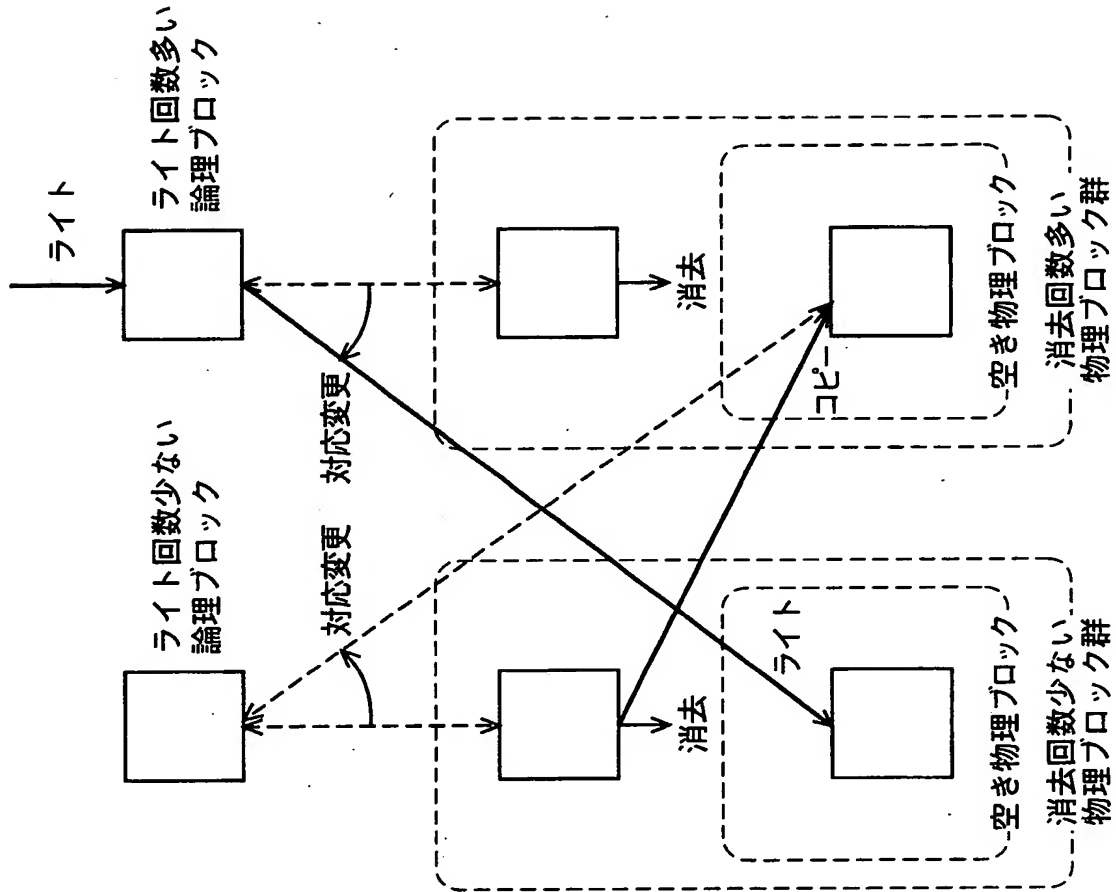
【図 22】



【図 23】



【図 24】



【書類名】 要約書

【要約】

【課題】 本発明は、強誘電体メモリの寿命延長に好適なメモリ管理装置を提供する。

【解決手段】 メモリ管理装置における T L B 1 3 は、異なる論理ページに対応する各エントリに、当該論理ページに対応する物理ページを示すアドレス 1 3 1、当該物理ページの劣化度合いを示す指標 1 3 2、論理ページへのアクセス頻度を表す指標 1 3 3 を保持する。当該メモリ管理装置は、この T B L 1 3 の内容に応じて論理ページに対応付けられる物理ページをアクセスすると共に、最大のアクセス頻度指標で示される論理ページに対応する第 1 の物理ページの内容と、最小の劣化指標で示される第 2 の物理ページの内容とを定期的に入れ替え、当該論理ページに当該第 2 の物理ページを対応付ける。各物理ページはアクセスされると劣化するが、この入れ替えと対応付けの変更によってアクセスが分散し、劣化が均等化される。

【選択図】 図 5

出 願 人 履 歴 情 報

識別番号 [000005821]

1. 変更年月日	1990年 8月28日
[変更理由]	新規登録
住 所	大阪府門真市大字門真1006番地
氏 名	松下電器産業株式会社